



UNIVERSIDAD CARLOS III DE MADRID
ESCUELA POLITÉCNICA SUPERIOR

Ingeniería Superior de Telecomunicaciones

Proyecto Fin de Carrera

**Implementación de un modelado lineal para la capacidad de redes basadas en
IEEE 802.11**

Autor: Carlos O. Gonzalo

Director: Pablo Serrano

Tutor: Antonio de la Oliva

Marzo 2011

Agradecimientos

Aprovecho estas líneas para agradecer a Pablo Serrano y Antonio de la Oliva, como director y tutor respectivamente de este Proyecto de Fin de Carrera, el apoyo, la atención y la comprensión que han mostrado durante este último paso en la universidad.

Me gustaría dedicar este Proyecto de Fin de Carrera a mi familia, mis padres, José Luis y Amelia, y a mi hermano Alberto por el infinito apoyo y cariño que me han dado durante tantos años de lucha, de alegrías y penas. También está dedicado a mis yayos, Mari y Matías, a mi abuelo Orlando allá donde esté y a mi abuela Pepita, a su lado. A mis tíos y primos. A todos, gracias por confiar en mí.

También se lo dedico a todos aquellos que estuvieron a mi lado durante todo este camino. Gracias a Maxi por estar siempre encima y debajo de todos los escenarios de la vida, a Borja y a Elsa, a Víctor, a Nacho, a vosotros que llegasteis para quedaros para siempre. Gracias a Christian y a Edu, por las eternas jornadas de estudio juntos y por estar siempre en la brecha. A Antonio, a José Luis y a Kiko, por ser los mejores socios que te puedes encontrar.

A Irene, Mara, Elena, Arrate, Nuria, Álvaro, Gregorio, Víctor, Pablo, Ana Sofía, José, y a todos los que me habéis acompañado durante este tiempo.

Y por último, a Blanca, por todo el amor, el cariño, el apoyo, la comprensión, la paciencia, la ayuda, las alegrías, las sonrisas, y, sobre todo, por hacerme la persona más feliz del mundo. Sin ella, nada de esto hubiera sido posible. Por ello, esto es para ti.

Resumen

Este proyecto se divide fundamentalmente en dos partes. En la primera, se propone un algoritmo de enrutado para Wireless Mesh Networks basadas en 802.11 llamado Energy and Throughput-aware Routing (ETR). El objetivo de ETR es proporcionar flujos con garantía de throughput a la vez que se minimiza el consumo total de energía por parte de la red. Para alcanzar estos objetivos, analizaremos el comportamiento del throughput en una WMN. Basándonos en este análisis, estableceremos unas restricciones que nos llevarán al cálculo de una *región de capacidad linealizada*, y que nos permitirá determinar qué asignaciones de throughput son factibles en la red. Introduciendo estas restricciones en un problema de Integer Programming, seremos capaces de proponer un algoritmo de enrutado que permite aceptar el mayor número de flujos con el que se pueden garantizar las demandas de throughput. Posteriormente, se extenderá este algoritmo teniendo en cuenta consideraciones relativas al consumo de energía, desarrollando un algoritmo que use el menor número de nodos posible, y que nos permita apagar aquellos nodos que no se utilizan, ahorrando así energía.

En la segunda parte, propondremos una solución que permita optimizar el enrutado y la configuración MAC a la hora de proporcionar garantías de throughput en Wireless Mesh Networks heterogéneas. De la misma manera, basaremos nuestra solución en una *región de capacidad linealizada*, lo que nos ofrece una forma de representar la capacidad de un enlace wireless independientemente de la tecnología utilizada. La aproximación propuesta se evaluará mediante pruebas experimentales en distintos escenarios.

Índice general

1. Introducción	1
1.1. Motivación	1
1.2. Objetivo del proyecto	2
1.3. Contenido de la memoria	2
2. Estado de la cuestión	4
2.1. 802.11	5
2.1.1. Tecnología IEEE 802	5
2.1.2. Arquitectura IEEE 802.11	8
2.1.3. Distributed Coordination Function	12
2.1.4. Enhanced Distributed Channel Access	20
2.2. Wireless Mesh Networks	22
2.2.1. Introducción	22
2.2.2. Arquitectura de red	23
2.2.3. Factores de diseño	25
2.2.4. Wireless Mesh Networks heterogéneas	26
2.2.5. Comercialización de las WMN	26
2.3. 802.11 y Wireless Mesh Networks	28
2.4. Esquemas de enrutado para Mesh Networks	31

3. Modelado lineal DCF aplicado a la eficiencia energética	34
3.1. Modelo de red	34
3.2. Análisis del throughput	37
3.2.1. Region de capacidad de un grupo de enlaces	38
3.2.2. Región de capacidad linealizada	40
3.3. Algoritmo de enrutado	44
3.3.1. Algoritmo de enrutado básico	45
3.3.2. Extensión con consideraciones energéticas	48
4. Modelado lineal EDCA aplicado a la optimización de la capacidad de la red	53
4.1. Problemática de las Wireless Mesh Networks heterogéneas	54
4.2. Región de capacidad linealizada	55
4.2.1. Concepto propuesto	55
4.2.2. Mapeo a tecnologías wireless	57
4.3. Región de capacidad linealizada para IEEE 802.11	57
4.3.1. Modelo de asignación de ancho de banda	58
4.3.2. Estrategia de asignación de ancho de banda	60
4.3.3. Cálculo de la región de capacidad	62
4.4. Enrutado y asignación de ancho de banda	64
5. Validación mediante simulaciones del modelado lineal DCF y EDCA	69
5.1. Validación del modelo lineal	69
5.1.1. Región de capacidad linealizada. Dos nodos	70
5.1.2. Región de capacidad linealizada. Múltiples nodos	71
5.1.3. Validación del algoritmo ETR	73
5.1.4. Validación en redes heterogéneas	75
6. Validación experimental del modelado lineal EDCA	78
6.1. Escenarios	79
6.2. Medidas experimentales	80

7. Conclusiones	85
8. Trabajo futuro	88
A. Apendice: Planificación y presupuesto	90
A.1. Planificación del proyecto	90
A.2. Presupuesto del proyecto	90
A.2.1. Coste de los medios materiales	91
A.2.2. Coste del personal	92
A.2.3. Coste de la dirección	92
A.2.4. Coste total del proyecto	92
A. Apendice: Acrónimos	93

Índice de figuras

2.1. Componentes de la familia IEEE 802	5
2.2. Arquitectura 802.11	8
2.3. Transacción entre estación A y estación B	14
2.4. Exponential Backoff	15
2.5. ACs en EDCA	21
2.6. Configuración de una WMN típica	24
2.7. Generaciones de las WMN	29
3.1. Concepto de grupo de enlaces	35
3.2. Región de capacidad linealizada	42
3.3. Máximos y mínimos locales	44
3.4. Representación del algoritmo de nodo virtual	48
3.5. Funcionamiento del protocolo	51
4.1. Enlace wireless con 3 nodos	66
5.1. Dos nodos. a - Tasas homogéneas, 11 Mbps. b - Tasas homogéneas, 1 Mbps. c - Tasas heterogéneas, 11 Mbps y 5.5 Mbps	71
5.2. Múltiples nodos. a - Tasa única. b - Múltiples tasas. c - Dos tasas	72
5.3. Prestaciones de enrutado. a - 10 nodos gateway. b - 25 nodos gateway	74
5.4. Ahorro de energía. a - ETR vs ETT. b - ETR vs ETX, c - ETR vs ShP	75

5.5. Enrutado en red heterogénea. a - Estación base como gateway. b - Estación base no como gateway	76
6.1. Escenario propuesto	79
6.2. Tasas homogéneas, 1 Mbps	82
6.3. Tasas homogéneas, 11 Mbps	83
6.4. Tasas heterogéneas, 11 Mbps vs 5.5 Mbps	84
A.1. Diagrama de Gantt de la planificación	90

Indice de tabla

2.1. Grupos de trabajo dentro de IEEE 802	7
5.1. Parámetros WiMAX	76
6.1. Configuración de las pruebas	80
A.1. Coste unitario del material utilizado en la realización del proyecto.	91

Introducción

Las Wireless Mesh Networks (WMN) han surgido como solución eficiente y barata para proporcionar a los usuarios de dispositivos móviles de servicios y aplicaciones con necesidad de un gran ancho de banda. La arquitectura de red wireless basada en multisalto de las WMNs, permiten cubrir grandes áreas sin requerir un gran número de conexiones a infraestructuras cableadas. Además, como las WMNs son capaces de auto-organizarse y auto-configurarse dinámicamente, reduce en gran medida los gastos por mantenimiento.

1.1. Motivación

Una preocupación para las grandes operadoras es proporcionar a sus usuarios garantías de servicio, lo que impone ciertas restricciones sobre el funcionamiento del backhaul de la red. Así, proporcionar garantías de servicio para dispositivos móviles, mientras se preservan la flexibilidad y el bajo coste, es un gran reto que no se ha afrontado aún por las tecnologías actuales debido a las limitaciones existentes en las redes wireless.

Otra preocupación importante es el consumo de energía. De hecho, actualmente hay iniciativas como *GreenTouch*, cuyo objetivo es el de reducir la energía consumida por las redes de telecomunicaciones, que postulan un ahorro posible del orden de miles. Si a esto sumamos el gran gasto eléctrico que supone a las operadoras y el impacto medioambiental, el consumo energético se convierte en un problema de máxima prioridad.

Por último, dada la situación actual de las soluciones que se han propuesto para WMNs en las que no se contempla la utilización de distintas tecnologías dentro de la red, se estima necesaria una solución para redes heterogéneas que permita obtener diseños más flexibles que combinen las ventajas de las distintas tecnologías.

1.2. Objetivo del proyecto

Los objetivos de este Proyecto de Fin de Carrera se pueden resumir en:

- Se propone una solución de enrutado basada en WMNs. El algoritmo de enrutado propuesto se basa en una red propiedad de una operadora, con una asignación correcta de canales, y se apoya en una entidad centralizada que implementa el enrutado, la asignación de recursos y el control de admisión. Se busca que el algoritmo proporcione garantías de throughput a los usuarios a la vez que minimiza la energía total consumida por la red.
- Se pretende diseñar un algoritmo de enrutado que mejore las prestaciones de WMNs heterogéneas, encontrando un diseño que sea independiente de la tecnología subyacente utilizada.

La principal contribución de este documento es el desarrollo de los modelos lineales de capacidad, que proporcionan un punto de partida para el desarrollo de algoritmos más sofisticados, y que pueden ser de gran utilidad en el despliegue de las Wireless Mesh Networks.

1.3. Contenido de la memoria

La memoria se divide en cuatro grandes bloques:

- En el primero, se explica el modelado lineal DCF y el posterior algoritmo Energy and Throughput-Aware Routing (ETR) que mejora las prestaciones en términos de throughput y energía consumida en la red.

- En el segundo, se explica el modelado lineal EDCA y el posterior algoritmo que permite realizar diseños flexibles sobre WMNs heterogéneas.
- En el tercero, se comprueban mediante simulaciones los modelos comentados anteriormente.
- Y en el cuarto, se realizan las pruebas experimentales pertinentes relacionadas con el modelado lineal EDCA.

Capítulo 2

Estado de la cuestión

En el transcurso de los últimos años, se han multiplicado las necesidades de los usuarios de servicios móviles. Como respuesta, las redes multisalto han proporcionado un soporte necesario, rentable económicamente, y eficiente para proporcionar servicios de alta calidad en las redes de retorno (backhaul). Las backhaul se encargan de conectar redes de datos, incluyendo las redes de telefonía móvil y wireless, y constituyen una estructura fundamental de las redes de comunicación, de forma que las backhaul son utilizadas para interconectar redes entre sí utilizando diferentes tipos de tecnologías cableadas o wireless.

Así, el principal objetivo de la industria durante la última década ha sido proporcionar al mercado una tecnología móvil y wireless cada vez más sofisticada. Los dispositivos que utilizan los usuarios son cada vez más pequeños y potentes, siendo interconectados en redes cada vez más complejas, constituyendo así una red global para consumidores de redes wireless. Este hecho es posible mediante la interconexión de todo tipo de redes de comunicación, independientemente de si estas redes son cableadas o wireless, redes móviles de tercera o cuarta generación, PANs (Personal Area Network), LANs (Local Area Networks), o incluso satélites.

En este capítulo se realizará una introducción a la tecnología IEEE 802.11, para continuar con un estudio pormenorizado del estándar 802.11 y enlazarlo con el concepto de Wireless Mesh Network (WMN). Por último, se realizará un análisis del estado actual de los esquemas de enrutado para WMNs.

2.1. 802.11

Antes de estudiar los detalles de las Wireless Mesh Networks, es preciso alcanzar una idea general del terreno sobre el que se asientan [1].

Entender 802 ayuda ligeramente a entender 802.11, pero hay una serie de elementos adicionales necesarios para comprender cómo 802.11 adapta la tecnología Ethernet tradicional a un mundo wireless. A continuación se comentan los aspectos más relevantes de este protocolo, partiendo de la base, la tecnología IEEE 802, de manera que sea fácil identificar sus características más notables y poder aplicar estos conocimientos en las Wireless Mesh Networks (WMN's).

2.1.1. Tecnología IEEE 802

El protocolo 802.11 es miembro de la familia IEEE 802, que contiene una serie de especificaciones para las tecnologías de red de área local (LAN). La Fig. 2.1 muestra la relación entre los diversos componentes de la familia 802.

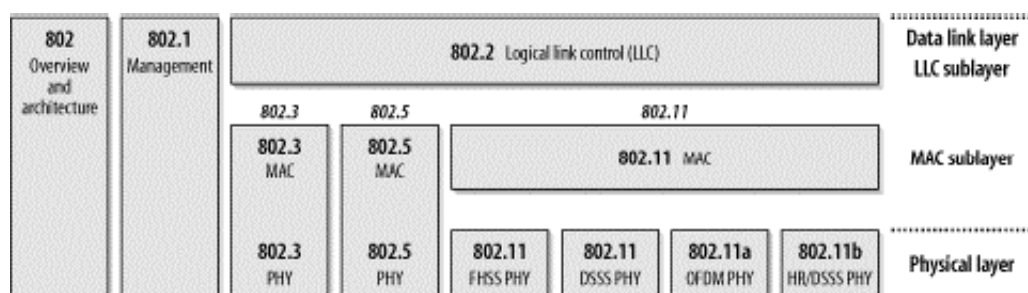


Figura 2.1: Componentes de la familia IEEE 802

Las especificaciones de IEEE 802 se centran en las dos capas más bajas, ya que incorporan componentes tanto físicos como de enlace. Todas las redes 802 tienen una capa Medium Access Control (MAC) y un componente físico (PHY). La MAC es un conjunto de reglas para determinar la forma de acceder al medio y enviar datos, pero los detalles de la transmisión y recepción se dejan al componente físico (PHY).

Las especificaciones individuales de la serie 802 se identifican con un segundo número. Por ejemplo, 802.3, que define Ethernet, es la especificación para una red Carrier Sense

Multiple Access con Collision Detection (CSMA/CD); 802.5 es la especificación de Token Ring. Otras especificaciones describen distintas partes de la pila del protocolo 802. Por su parte, 802.1 especifica las características de gestión de redes de 802 (entre las más importantes están el bridging (802.1d) y las redes de área local virtuales o VLAN (802.1Q)).

IEEE define un protocolo que puede operar por encima de todos los protocolos Ethernet y 802. Este protocolo es el LLC (Link Logic Control), estándar IEEE 802.2. LLC esconde las diferencias entre los distintos tipos de redes 802, proporcionando un formato único y una interfaz con la capa de red. LLC forma la mitad superior de la capa de enlace. En la mitad inferior se encuentra la subcapa MAC (Media Access Control).

El uso típico de LLC es el siguiente. La capa de red de la máquina emisora pasa un paquete al LLC usando las primitivas de acceso al medio de LLC. A continuación la subcapa LLC agrega un encabezado que contienen los números de secuencia y confirmación de recepción. La estructura resultante se introduce entonces en el campo de carga útil de una trama 802 y se transmite. En el receptor ocurre el proceso inverso.

A continuación se muestra un resumen de los grupos de trabajo relacionados con la tecnología IEEE 802.

Grupo de trabajo	Objetivos
802.11	Este grupo se dedica a las redes wireless de área local. Hay más de 24 grupos activos dedicados a diferentes tareas relacionadas con wireless LANs. Entre ellos, 802.11s se dedica a desarrollar el estándar de Wireless Mesh LANs.
802.15	Este grupo se dedica a redes wireless en Personal Area Networks. Hay más de 5 grupos dedicados a tareas de wireless PANs. El grupo 802.15.5 se dedica al estándar de Mesh PANs.
802.16	Estos grupos se dedican al acceso de banda ancha wireless para áreas metropolitanas. Aunque muchos grupos han acabado ya sus tareas, más de 4 grupos siguen trabajando activamente. El modo Mesh ha sido especificado en parte de los proyectos completados, aunque el grupo 802.11j se dedica a retransmisión móvil multihop.
802.20	Este grupo se ocupa de especificar las capas física y de MAC de sistemas de acceso wireless a la banda ancha móvil, operando en bandas por debajo de los 3.5 GHz, optimizando para el transporte de datos IP, con tasas pico de datos por usuario en exceso de 1 Mbps. La movilidad soportada puede ser superior a 250 km/h en entornos MAN.
802.21	Este grupo desarrolla soporte e interoperabilidad entre las distintas redes heterogéneas 802, incluyendo tanto redes 802 como no 802.

Tabla 2.1: Grupos de trabajo dentro de IEEE 802

2.1.2. Arquitectura IEEE 802.11

Componentes

El protocolo 802.11 está basado en una arquitectura celular, en el que el sistema está subdividido en celdas, donde cada celda (llamada Basic Service Set (BSS)) está controlada por una estación base (llamada Access Point AP). Pese a que la red puede estar formada por una única celda con un único AP, la mayoría de las instalaciones están formadas por muchas celdas, donde los APs están conectados a través de un backbone (llamado Distribution System DS), típicamente Ethernet.

La red wireless LAN, interconectada incluyendo las diferentes celdas y sus respectivos AP y DS, se ve en los niveles superiores del modelo OSI como una única red 802, y se le llama Extended Service Set (ESS).

En la siguiente figura (Fig. 2.2) se muestra una red 802.11 típica, en la que se muestran los componentes descritos anteriormente.

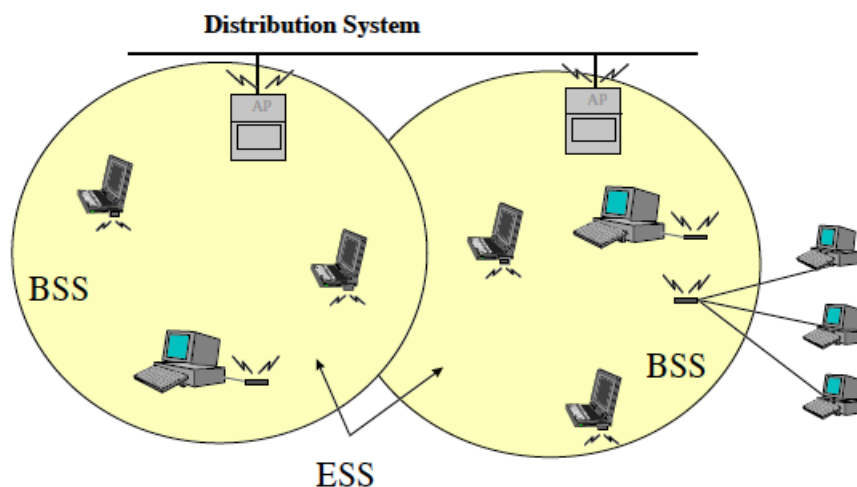


Figura 2.2: Arquitectura 802.11

En ciertas circunstancias el usuario desea construir una red wireless LAN sin ninguna infraestructura (sin AP). El estándar 802.11 resuelve esta necesidad definiendo el modo de operación Ad-Hoc. En este caso no hay AP y parte de su funcionalidad es realizada por las estaciones de usuarios finales y la otra parte directamente no se soporta.

Como cualquier otro protocolo 802.x, el protocolo 802.11 define la capa física y MAC. Actualmente, el estándar define una única MAC que interactúa con las posibles capas físicas.

Capa física

El estándar 802.11 de 2007 especifica 6 técnicas de transmisión permitidas en la capa física (IR, FHSS, DSSS, OFDM, HR-DSSS y ERP) [2]. Cada una de las técnicas posibilita el envío de una trama MAC de una estación a otra. Sin embargo se diferencian en la tecnología utilizada y en las velocidades alcanzables. Un análisis detallado de estas tecnologías está más allá del alcance de esta revisión, no obstante, se comentarán un poco por encima.

La opción de infrarrojos (IR) utiliza transmisión difusa (no requiere línea visual). Se permiten dos velocidades: 1 y 2Mbps. Las señales de infrarrojos no pueden penetrar las paredes por lo que las celdas en los diferentes cuartos están aisladas entre sí. Sin embargo, debido al bajo ancho de banda y al hecho de que la luz solar afecta a estas señales no es una opción muy popular.

El Espectro Disperso con Salto de Frecuencia (FHSS) utiliza 79 canales, cada uno de los cuales con un ancho de banda de 1Mhz, comenzando en el extremo más bajo de la banda ISM de 2,4 GHz. Para producir la secuencia de frecuencias a saltar, se utiliza un generador de números pseudoaleatorios. Siempre y cuando todas las estaciones utilicen la misma semilla para el generador de números pseudoaleatorios y permanezcan sincronizadas, saltarán de manera simultánea a la misma frecuencia. La aleatorización de FHSS proporciona una forma justa de asignar espectro en la banda ISM no regulada. También proporciona algo de seguridad pues un intruso que no sepa la secuencia de saltos o el tiempo de permanencia no puede espiar las transmisiones. Además, es relativamente insensible a la interferencia de radio lo que la hace popular para enlaces de edificio a edificio. Su principal desventaja es su bajo ancho de banda.

El tercer método de modulación, el Espectro Disperso de Secuencia Directa (DSSS) también está restringido a 1 o 2 Mbps. El esquema utilizado se basa en el uso de lo que se conoce como secuencia de Barker. Utiliza modulación por desplazamiento de fase a

1 Mbaudio, y transmite 1 bit por baudio cuando opera a 1 Mbps, y 2 bits por baudio cuando opera a 2 Mbps.

La primera de las wireless LANs de alta velocidad, 802.11a, utiliza Multiplexación por División de Frecuencias Ortogonales (OFDM) para enviar hasta 54 Mbps en la banda ISM más ancha de 5 Ghz. Se utilizan 52 frecuencias, 48 para datos y 4 para sincronización. Dividir la señal en bandas más estrechas tienen más ventajas que el uso de una sola banda ancha, entre ellas mejor inmunidad a la interferencia de bandas estrechas, y la posibilidad de utilizar bandas no contiguas. Esta técnica tienen buena inmunidad al desvanecimiento de múltiples rutas (multipath).

El Espectro Disperso de Secuencia Directa de Alta Velocidad (HR-DSSS), es otra técnica de espectro disperso que alcanza 11 Mbps en la banda de 2.4 Ghz. Está incluido en 802.11b. Las tasas de datos soportados son de 1, 2, 5.5 y 11 Mbps. La tasa de datos puede ser adaptada de manera dinámica durante la comunicación para alcanzar la velocidad más óptima posible bajo las condiciones de carga y ruido. Aunque 802.11b es más lento que 802.11a, su rango es aproximadamente 7 veces mayor, lo que es más importante en muchas situaciones.

En Noviembre de 2001, el IEEE aprobó una versión mejorada de 802.11b, 802.11g que utiliza Extended Rate Physical (ERP). Hace uso del método de modulación OFDM 802.11a pero opera en la banda ISM más estrecha de 2.4Ghz junto con 802.11b. Trabaja a 54 Mbps.

Por último, se citan algunos de los estándares más importantes como 802.11g, que es la evolución del estándar 802.11b. Éste utiliza la banda de 2.4 Ghz (al igual que el estándar 802.11b) pero opera a una velocidad teórica máxima de 54 Mbit/s, que en promedio es de 22.0 Mbit/s de velocidad real de transferencia, similar a la del estándar 802.11a. Es compatible con el estándar b y utiliza las mismas frecuencias.

IEEE 802.11n es una propuesta de modificación al estándar IEEE 802.11-2007 para mejorar significativamente el rendimiento de la red más allá de los estándares anteriores, tales como 802.11b y 802.11g, con un incremento significativo en la velocidad máxima de transmisión de 54 Mbps a un máximo de 600 Mbps. El estándar 802.11n fue ratificado

por la organización IEEE, y está construido basándose en estándares previos de la familia 802.11, agregando Multiple-Input Multiple-Output (MIMO) y unión de interfaces de red (Channel Bonding), además de agregar tramas a la capa MAC.

IEEE 802.11e ofrece un estándar inalámbrico que permite interoperar entre entornos públicos, de negocios y usuarios residenciales, con la capacidad añadida de resolver las necesidades de cada sector. La especificación añade, respecto de los estándares 802.11b y 802.11a, características QoS y de soporte multimedia, a la vez que mantiene compatibilidad con ellos.

Por último, IEEE 802.11s define la interoperabilidad de fabricantes en cuanto a protocolos Mesh (redes en las que se mezclan las dos topologías de las redes inalámbricas, la topología Ad-hoc y la topología infraestructura).

Capa MAC

Además de las funcionalidades típicas que realiza el nivel MAC, la MAC del 802.11 realiza otras funciones que están relacionadas típicamente con protocolos de capas superiores, como son la fragmentación, la retransmisión de paquetes y de ACKs.

La capa MAC define 4 tipos de acceso al medio. Distributed Coordination Function (DCF) y Point Coordination Function (PCF) forman parte de las especificaciones iniciales de MAC 802.11. El primero de ellos usa CSMA/CA con backoff (espera aleatoria) exponencial binario mientras que el segundo ofrece un mecanismo de acceso sin contienda realizado mediante polling (sondeo), para el control de acceso al medio en WLANs. De manera similar, EDCA (antiguamente llamado Enhanced DCF o EDCF) e Hybrid Coordination Function (HCF) Controlled Channel Access (HCCA) se corresponden con dos versiones mejoradas de 802.11e.

En este trabajo, se presentará más a fondo el DCF, y, de forma más concisa, el EDCF/EDCA por su relevancia en el resto del documento.

2.1.3. Distributed Coordination Function

Es el mecanismo básico de acceso al medio, y es básicamente un mecanismo CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance). Los protocolos CSMA son bien conocidos en la industria, donde el más popular sin duda es Ethernet, que es un protocolo CSMA/CD (donde CD significa Collision Detection).

Un protocolo CSMA funciona de la siguiente forma: Una estación desea transmitir y escucha el canal, si el canal está ocupado (otra estación está transmitiendo), la estación aplaza su transmisión hasta otro instante de tiempo. Si el canal está libre la estación tiene permiso para transmitir.

Este tipo de protocolos son muy efectivos cuando el canal no está muy cargado, ya que permite a las estaciones transmitir con un retardo mínimo, pero siempre existe la posibilidad de que las estaciones transmitan al mismo tiempo y se produzcan colisiones, debido a que es posible que dos estaciones escuchen el canal a la vez y decidan transmitir. Estas situaciones de colisión deben ser identificadas para que la capa MAC pueda retransmitir el paquete ella misma y no capas superiores, las cuales provocarían un retardo mayor. En el caso de Ethernet, estas colisiones son reconocidas por las estaciones transmisoras, las cuales pasan a una fase de retransmisión basada en un algoritmo aleatorio exponencial de backoff.

Mientras que este mecanismo de detección de colisiones es una buena idea para redes LAN cableadas, no puede ser usado en redes wireless LAN por dos razones principales:

1. La implementación de un mecanismo de detección de colisiones requeriría un enlace radio full duplex, capaz de transmitir y recibir a la vez, y esto encarecería mucho el precio de los terminales.
2. En un entorno wireless no se puede suponer que todas las estaciones pueden escuchar al resto, lo que es una suposición esencial que se requiere en un esquema de detección de colisiones. El hecho de que una estación que quiere transmitir escuche el canal y lo encuentre vacío, no significa necesariamente que el canal está libre alrededor del área donde se encuentra la estación receptora.

Para solucionar este problema, el 802.11 utiliza un mecanismo de Collision Avoidance junto con un esquema de Positive ACKs (Acuses de recibo positivos) tal y como se explica a continuación. Una estación que quiere transmitir escucha el canal, si el canal está ocupado, aplaza su transmisión. Si el canal está libre durante un tiempo especificado (llamado DIFS, Distributed Inter Frame Space) entonces la estación tiene permiso para transmitir. Para cualquier paquete recibido, la estación receptora, comprueba el CRC del paquete recibido y transmite un paquete ACK. Si el transmisor recibe un ACK, significa que no ha ocurrido ninguna colisión. Si el transmisor no recibe el ACK, retransmitirá el paquete hasta que llegue el ACK o, si tras un número de retransmisiones no llega ningún ACK, deja de transmitir.

Para reducir la probabilidad de que la transmisión entre dos estaciones colisione debido que no pueden escucharse entre sí, el estándar define un mecanismo llamado Virtual Carrier Sense: se cuenta con un contador virtual de escucha llamado NAV (Network Allocation Vector) que tiene en cuenta la duración de las transacciones y que funciona para cada una de estas transacciones. En el caso de transmisión de paquetes muy grandes o en caso de nodos ocultos en la red, una estación que desea transmitir un paquete, primero transmite un paquete corto de control llamado RTS (Request To Send) que incluye la fuente, el destino y la duración de la transacción (tanto de la transmisión del paquete como de su respectivo ACK). La estación destino responderá, si el canal está vacío, con otro paquete de control llamado CTS (Clear to Send) que incluye la misma información. El resto de estaciones que reciben el RTS y o el CTS, pondrán su NAV a ese valor de duración de transacción, y utilizarán esta información junto con el Physical Carrier Sense cuando se dispongan a escuchar el canal.

Este mecanismo reduce la probabilidad de colisión en el área de la estación receptora debido a la transmisión de alguna estación que está oculta al transmisor, ya que esta estación escuchará el CTS y considerará que el medio está ocupado hasta que pase el tiempo de la transacción. La información de duración que contiene el RTS también protegerá el área del transmisor de colisiones durante el ACK.

Por otra parte, como los RTSs y los CTSs son paquetes cortos, también se reduce

el tiempo de colisiones, ya que a éstos se les trata más rápidamente que a un paquete entero. Esto es cierto si el paquete es significativamente más grande que el RTS, por lo que el estándar permite transmitir paquetes sin RTS/CTS en el caso en que el tamaño del paquete a transmitir es menor que cierto umbral llamado `RTSThreshold`.

El diagrama de la Fig. 2.3 muestra la transacción que se lleva a cabo entre la estación A y la estación B, y el NAV que tiene sus vecinos.

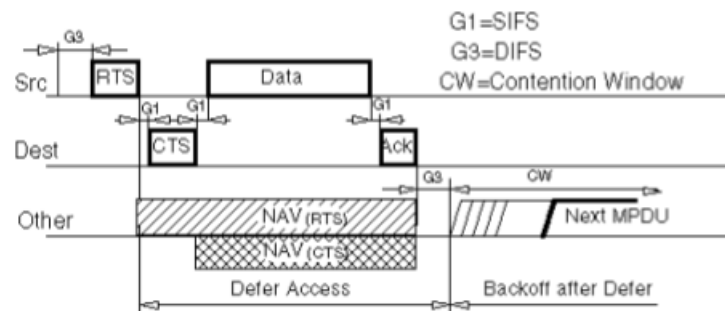


Figura 2.3: Transacción entre estación A y estación B

■ Algoritmo Exponential Backoff

Backoff es un conocido método que soluciona la contienda entre diferentes estaciones que desean acceder al medio. El método requiere que cada estación elija un número aleatorio n (ventana de contienda) entre 0 y un número dado, y espere este número de slots de tiempo antes de acceder al medio, comprobando siempre antes si otra estación ha accedido al medio previamente.

Un slot de tiempo se define de manera que una estación tendrá tiempo suficiente para ser capaz de determinar si otra estación ha accedido al medio en el inicio del slot anterior. Esto reduce a la mitad la probabilidad de colisión.

Trabajar con Exponential Backoff significa que cada vez que la estación elija un slot y ocurra una colisión, se incrementará exponencialmente el número n que se utiliza en la elección.

El estándar 802.11 define un algoritmo Exponential Backoff que se ejecuta en los siguientes casos:

1. Si la estación escucha el canal antes de la primera transmisión y el medio está ocupado.
2. Después de cada retransmisión.
3. Después de cada transmisión exitosa.

El único caso en el que este mecanismo no se utiliza, es cuando la estación decide transmitir un nuevo paquete y el medio ha estado libre durante más de un DIFS

En la Fig. 2.4 se muestra un esquema del mecanismo de acceso.

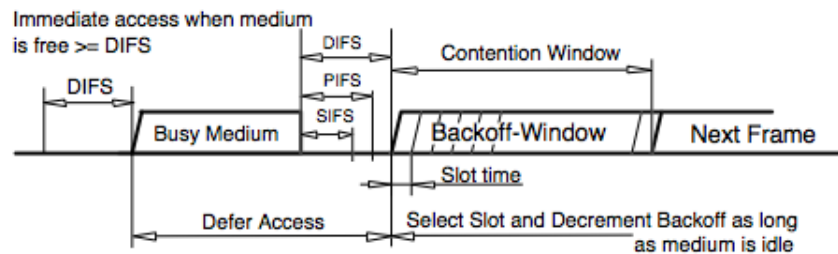


Figura 2.4: Exponential Backoff

■ Fragmentación y Ensamblado

Los protocolos típicos LAN usan paquetes con una tamaño de de varios cientos de bytes. En las redes wireless LAN existen varias razones por las cuales se prefiere un tamaño de paquete menor:

1. Debido a la gran tasa de error de bit que existe en enlaces radio, ya que la probabilidad de que el paquete tenga errores se incrementa con el tamaño del paquete.
2. Debido a que, en el caso de paquetes con errores, como consecuencia de colisiones o por efecto del ruido, a menor tamaño de paquete, menos sobrecarga provocará en la retransmisión.

Así, se decidió resolver el problema añadiendo un mecanismo de fragmentación y ensamblado a la capa MAC.

Este mecanismo es un algoritmo muy simple de Send-and-Wait en el que la estación transmisora no tiene permiso para transmitir un nuevo fragmento hasta que se recibe un ACK del antiguo, o decida que el fragmento anterior se ha retransmitido tantas veces que decide no transmitir ningún paquete más de esa trama.

El estándar permite a la estación transmitir a diferentes direcciones entre retransmisiones de un mismo fragmento. Esto es muy útil cuando un AP tiene varios paquetes pendientes para diferentes destinos y uno de ellos no responde.

■ Inter Frame Spaces

El estándar define 4 tipos de Inter Frame Spaces (IFS), que se utilizan para proveer distintas prioridades:

1. SIFS (Sort Inter Frame Space): se usa para separar transmisiones que pertenecen a un único diálogo. Es el mínimo IFS y existe siempre como mucho una estación transmitiendo en este tiempo, y, por lo tanto, tiene prioridad sobre las demás estaciones. Este valor es fijo para cada PHY y se calcula de tal manera que la estación que transmite sea capaz de cambiar a modo receptora y capaz de decodificar el paquete que llega.
2. PIFS (Point Coordination IFS): los usan los APs para ganar el acceso al medio antes que cualquier otra estación. El valor del PIFS es el de SIFS más un slot de tiempo.
3. DIFS (Distributed IFS) es el IFS que utilizan las estaciones para empezar una nueva transmisión. Su valor es el de PIFS más un slot de tiempo.
4. EIFS (Extended IFS): es una IFS más larga que usan las estaciones que han recibido un paquete que no pueden entender. Esto es necesario para prevenir que la estación que no ha entendido un paquete RTS envíe inmediatamente un paquete que colisione con los paquetes que pertenecen al diálogo.

■ Asociación de una estación a la celda (BSS)

Cuando una estación quiere acceder a un BSS que ya existe, la estación necesita conseguir la información de sincronización del AP o de otra estación si se está operando en modo Ad-hoc.

La estación puede obtener esta información de dos maneras:

1. Escaneado Pasivo: En este caso la estación simplemente espera a recibir una Beacon Frame del AP. La Beacon frame es una trama que manda periódicamente el AP con información de sincronización.
2. Escaneado Activo: En este caso la estación trata de buscar el AP transmitiendo tramas de Probe Request y esperando del AP una trama Probe Response.

Proceso de autenticación Una vez que la estación ha encontrado al AP y decide unirse a su BSS, se llega al proceso de autenticación. En este proceso se produce un intercambio de información entre el AP y la estación donde cada parte demuestra que conoce una contraseña dada.

Proceso de asociación Cuando la estación está autenticada, se pasa al proceso de asociación. En este proceso se intercambia información sobre la estación y las características de la BSS. Solo después de que este proceso se haya completado, la estación es capaz de transmitir y recibir tramas.

■ Roaming

El roaming es el proceso de moverse de una celda (o BSS) a otra sin pérdida de la conexión. Este proceso es muy similar al proceso de handover en telefonía móvil con la diferencia que en un sistema LAN basado en paquetes, la transición de una celda a otra se puede realizar durante la transmisión de paquetes. Al contrario que en telefonía donde la transición debe ocurrir durante una conversación de voz, por lo que hace que el roaming en LAN sea mucho más sencillo.

El estándar 802.11 no define cómo debería realizarse el roaming de forma específica, pero define las herramientas básicas para hacerlo, como la utilización del escaneo activo/pasivo, o el proceso de reasociación, proceso en el que la estación que hace roaming de un AP a otro, se acaba asociando a este nuevo AP.

■ Sincronización

Las estaciones necesitan mantener la sincronización para, por ejemplo, realizar funciones de ahorro de consumo energético. En una BSS, todas las estaciones actualizan su reloj de acuerdo al reloj del AP usando el siguiente mecanismo. El AP transmite periódicamente la trama Beacon Frame comentada anteriormente. Estas tramas contienen el valor del reloj del AP en el momento de la transmisión. Las estaciones receptoras comprueban el valor sus relojes con respecto al valor que reciben y lo corrigen para mantener la sincronización con el reloj del AP. Esto previene derivas en el reloj que pueden causar que se pierda la sincronización después de varias horas de conexión.

■ Seguridad

La seguridad fue una de las primeras preocupaciones de los equipos que desarrollaron las redes wireless LAN. El comité del 802.11 resolvió este tema proporcionando lo que se llama WEP (Wire Equivalent Privacy).

Las preocupaciones principales para los usuarios son que un intruso pueda acceder a los recursos de la red usando un equipo wireless LAN similar y pueda capturar el tráfico de la red (eavesdropping).

Para evitar que un intruso acceda a los recursos de la red se usa un mecanismo de autenticación en el que la estación necesita probar que conoce las claves que se mencionaron previamente. Esto es muy similar al mecanismo de privacidad de las redes LAN cableadas en el sentido en que un intruso necesita unas llaves físicas del edificio para poder conectar su equipo a la red.

Por otra parte, el eavesdropping se previene usando el algoritmo WEP. Éste funciona mediante el uso de un generador de números pseudo-aleatorios inicializado por una

clave secreta que se comparte. La salida de este generador es una secuencia clave de bits pseudo-aleatorios con longitud igual al tamaño del paquete más largo que puede ser enviado. Esta secuencia se combina con el paquete que se quiere transmitir produciendo el paquete que va a ser enviado por el canal.

Sin embargo, en la actualidad, WEP ha quedado obsoleto, dejando paso a los nuevos algoritmos Wi-Fi Protected Access (WPA) y su última versión, WPA2. WPA es un sistema para proteger las redes inalámbricas (Wi-Fi), creado para corregir las deficiencias del sistema previo WEP, ya que los investigadores encontraron varias debilidades en el algoritmo WEP (tales como la reutilización del vector de inicialización (IV), del cual se derivan ataques estadísticos que permiten recuperar la clave WEP, entre otros). WPA implementa la mayoría del estándar IEEE 802.11i.

WPA adopta la autenticación de usuarios mediante el uso de un servidor, donde se almacenan las credenciales y contraseñas de los usuarios de la red. Asimismo, WPA permite la autenticación mediante clave compartida (PSK, Pre-Shared Key), que de un modo similar al WEP, requiere introducir la misma clave en todos los equipos de la red.

Una de las mejoras sobre WEP, es la implementación del Protocolo de Integridad de Clave Temporal (TKIP, Temporal Key Integrity Protocol), que cambia claves dinámicamente a medida que el sistema es utilizado. Cuando esto se combina con un vector de inicialización (IV) mucho más grande, evita los ataques de recuperación de clave (ataques estadísticos) a los que es susceptible WEP.

Adicionalmente a la autenticación y cifrado, WPA también mejora la integridad de la información cifrada. La comprobación de redundancia cíclica (CRC, Cyclic Redundancy Check) utilizado en WEP es inseguro, ya que es posible alterar la información y actualizar la CRC del mensaje sin conocer la clave WEP. WPA implementa un código de integridad del mensaje (MIC, Message Integrity Code). Además, WPA incluye protección contra ataques de repetición (replay attacks), ya que incluye un contador de tramas.

Al incrementar el tamaño de las claves, el número de claves en uso, y al agregar un sistema de verificación de mensajes, WPA hace que la entrada no autorizada a redes inalámbricas sea mucho más difícil

■ Ahorro en consumo

Las redes wireless LAN suelen estar relacionadas con aplicaciones móviles, y en este tipo de aplicaciones la batería es un recurso determinante. Por esta razón, el estándar 802.11 resuelve este tema definiendo un mecanismo que permite a las estaciones pasar a un modo "sleep" durante largos periodos de tiempo sin perder información.

La idea principal subyacente al mecanismo de ahorro en consumo es que el AP mantenga actualizada una lista de las estaciones que estén trabajando en el modo de "Ahorro" y encole los paquetes dirigidos a estas estaciones hasta que las estaciones los requieran específicamente mandando Polling Request o hasta que se produzca un cambio en su modo de operación.

El AP también transmite periódicamente (como parte de sus Beacon Frames) información sobre qué estaciones que están en modo "Ahorro" tienen tramas encoladas en el AP, así, estas estaciones deben "despertarse" para poder recibir una de estas Beacon Frames, y si tienen tramas almacenadas en el AP a la espera de ser enviadas, la estación debe permanecer despierta y mandar un mensaje de Poll al AP para obtener estas tramas.

Las tramas Multicast y Broadcast se almacenan en el AP y son transmitidas en un instante en el que las estaciones que quieran recibirlas deben estar despiertas.

2.1.4. Enhanced Distributed Channel Access

EDCA se especificó para proporcionar soporte de QoS en WLANs de 802.11, y es esencial en el estándar IEEE 802.11e (centrado en QoS) [3]. EDCA ofrece 4 categorías de acceso (AC), desde la clase de servicio con menor prioridad, AC0, hasta la de mayor prioridad, AC3.

2.2. Wireless Mesh Networks

En los últimos años, el volumen de tráfico en redes wireless ha crecido de forma exponencial, paralelamente a la aparición de aplicaciones móviles que precisan el uso de un ancho de banda alto. Debido a la rápida familiarización de los usuarios, se ha incrementado la demanda de estas aplicaciones. Para satisfacer estas demandas, los operadores necesitan mejorar su capacidad de acceso wireless, lo que supone que deben también evolucionar la capacidad de las backhaul.

Las Wireless Mesh Networks (WMNs) proporcionan una solución económicamente efectiva y eficiente al respecto. Su arquitectura de red wireless multsalto permite cubrir grandes áreas de forma eficiente sin la necesidad de demasiadas conexiones con una infraestructura cableada. Además, son capaces de auto-organizarse dinámicamente y de auto-configurarse, lo que al final resulta en una notable reducción de gastos.

2.2.1. Introducción

Como ya se ha indicado, las Wireless Mesh Networks (WMNs) se auto-organizan y se auto-configuran dinámicamente, donde los nodos en la red establecen automáticamente una red Ad-Hoc y mantienen la conectividad de la red multsalto [4]. Las WMNs están formadas por dos tipos de nodos: los Mesh Routers (MR) y los Mesh Clients (MC). Más allá de las posibilidades que ofrecen los routers convencionales, los MR contienen funciones adicionales de enrutado que ofrecen soporte a redes multsalto. A través de las comunicaciones multsalto, un MR puede proporcionar la misma cobertura con una potencia de transmisión menor. Además, estas funciones que poseen los MR permiten la integración de las WMNs con otros tipos de redes.

Como consecuencia, más que tratarse de otro tipo de red Ad-Hoc, las WMNs diversifican las capacidades de una red Ad-Hoc convencional. Esta característica proporciona ciertas ventajas en el uso de WMNs como pueden ser el abaratamiento y facilidad de mantenimiento, la robustez, o la fiabilidad. Por tanto, además de ser aceptado en el sector de las aplicaciones de redes Ad-Hoc, las WMNs se están comercializando rápidamente

en otros ámbitos como en las redes domésticas de banda ancha, las redes comunitarias o las redes de empresa.

2.2.2. Arquitectura de red

La arquitectura de las WMNs se puede clasificar en tres tipos:

- WMNs de backbone: En esta arquitectura, los MR forman una infraestructura para los clientes, tal y como se puede ver en la Fig. 2.6. El backbone de una WMN se puede construir utilizando distintos tipos de tecnologías de radio, además de las tecnologías IEEE 802.11. Los Mesh Routers (MR) forman una malla de enlaces auto-configurados entre ellos, y pueden, además, obtener acceso a Internet mediante la funcionalidad de puerta de enlace. Esto, proporciona un backbone para clientes convencionales y permite la integración de las WMNs con redes wireless ya existentes. Aquellos clientes con interfaces Ethernet, se podrán conectar a los MR mediante enlaces Ethernet, mientras que aquellos que utilicen la misma tecnología radio que los MR, se podrán comunicar directamente con los MR. Si los clientes utilizan una tecnología radio distintas, no tendrán más que comunicarse con sus estaciones base, las cuales tendrán enlaces Ethernet con los MR.
- WMNs cliente: Proporciona redes peer-to-peer entre clientes. En este tipo de arquitectura, los nodos cliente constituyen la propia red, encargándose del enrutado y de la configuración. Por tanto, los MR no son necesarios para este tipo de redes. Así, las WMNs cliente, son básicamente lo mismo que las redes Ad-Hoc convencionales, aunque se aumentan los requisitos en los usuarios finales, ya que éstos deben realizar funciones adicionales como el enrutado o la auto-configuración.
- WMNs híbridos: Esta arquitectura es una combinación de las infraestructuras anteriores. Los clientes de la malla pueden acceder a la red a través de los MR o directamente a través de otros clientes de la malla. Ya que la infraestructura proporciona conectividad con otras redes como Internet, redes Wi-Fi, redes WiMAX o

incluso redes de sensores, la capacidad de enrutado de los clientes proporciona una mejor conectividad y cobertura dentro de la WMN.

Esta arquitectura es la que se suele considerar cuando se habla de WMNs, ya que es la que engloba mayor número de ventajas:

- Las WMNs dan soporte a redes Ad-Hoc, y tienen la capacidad de auto-formarse, auto-organizarse y auto-corregirse.
- Las WMNs son redes wireless multisalto, pero con un backbone wireless proporcionado por Mesh Routers.
- Los MR integran redes heterogéneas, incluyendo redes wireless y cableadas. Por tanto, en las WMNs hay múltiples tipos de acceso a red.
- Las restricciones de consumo energético son distintas para Mesh Routers y Mesh Clients.

Tal y como se comentó anteriormente, las WMNs diversifican las capacidades de una red Ad-Hoc, por lo que se precisan nuevos algoritmos y diseños para la creación de estas WMNs.

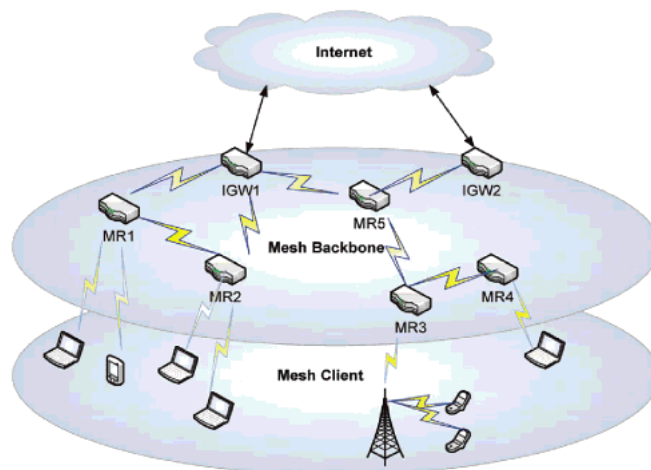


Figura 2.6: Configuración de una WMN típica

2.2.3. Factores de diseño

Podemos resumir los factores que influyen de manera crítica en el funcionamiento de las WMNs de la siguiente manera:

- Escalabilidad: Es un requisito crítico para las WMNs, ya que sin esto, las prestaciones de la red empeoran significativamente conforme aumenta el tamaño de la red. Por ejemplo, los protocolos de enrutado no serían capaces de encontrar caminos fiables, los protocolos de transporte perderían las conexiones, y los protocolos MAC sufrirían reducciones de throughput. Para asegurar la escalabilidad en las WMNs, todos los protocolos desde la capa MAC hasta la capa de aplicación deben ser escalables.
- Conectividad de la malla: Muchas de las ventajas que proporcionan las WMNs provienen de la conectividad de la malla. Para asegurar la fiabilidad de la conectividad, se necesita auto-organización de la red y algoritmos de control de las topologías. Así, protocolos MAC y de enrutado que tengan en cuenta las topologías de red aumentan las prestaciones de las WMNs.
- Ancho de banda y QoS: Las WMNs deben lidiar con aplicaciones con requisitos heterogéneos respecto a ancho de banda y QoS. Por tanto, se deben considerar métricas como el jitter, el throughput de cada nodo, o la pérdida de paquetes por enlace radio a la hora de diseñar los protocolos de comunicación.
- Seguridad: A pesar de que se han propuesto muchos esquemas de seguridad para wireless LANs durante los últimos años, aún no han sido completamente adoptados por las WMNs. El uso de WAP y WAP2 puede proporcionar a las WMNs la arquitectura de seguridad necesaria para este tipo de redes.
- Facilidad de uso: Los protocolos se deben diseñar de forma que permitan a la red ser lo más autónoma posible. Además, las herramientas para la gestión de la red se deben desarrollar de forma que faciliten el mantenimiento de la red, la monitorización, y la configuración de los parámetros de la WMN.

- **Compatibilidad e interoperabilidad:** En las WMNs, el acceso a la red para clientes MC y clientes convencionales es un requisito básico. Por tanto, como las WMNs deben ser compatibles con los nodos clientes convencionales, supone que los MR deben ser capaces de integrar redes wireless heterogéneas.

2.2.4. Wireless Mesh Networks heterogéneas

Como ya se ha comentado anteriormente, las WMN's proporcionan una solución efectiva y barata a la enorme demanda que existe actualmente en el tráfico de datos en dispositivos móviles, ofreciendo cobertura a grandes áreas gracias a la arquitectura de red basada en wireless multi-hop [30].

La mayoría de las soluciones WMN están diseñadas para una única y específica tecnología radio. Sin embargo, combinando las diferentes tecnologías que pueden ser utilizadas en redes Mesh heterogéneas, nos permite realizar diseños más flexibles que aprovechan los distintos beneficios de cada una de las tecnologías.

Una preocupación crítica para los operadores es ofrecer a sus clientes garantías de servicio. Siendo algo ya complicado en Wireless Mesh Networks con una única tecnología de radio, cumplir dichas garantías se convierte en algo aún más difícil cuando hablamos de redes Mesh heterogéneas. Esto se debe a que a las diferentes tecnologías radio, típicamente tienen distintas características de enlace, en particular, en la manera en que la capacidad se comparte entre enlaces (algo a ser muy tenido en cuenta en temas de control de admisión, enrutado, ingeniería del tráfico,...).

2.2.5. Comercialización de las WMN

Con todo lo visto anteriormente, con la vista puesta en el mercado de las telecomunicaciones, se puede decir que las WMN proporcionan:

- **Sistema wireless de alta velocidad:** El wireless backbone de una WMN proporciona accesibilidad sin cable a Internet para usuarios móviles, a unas tasas impensables para tecnologías previas. Además, el wireless backbone puede ser usado para propor-

cionar distintas aplicaciones comerciales en real-time y con alto consumo de ancho de banda.

- Promesa de cobertura y conectividad: En una WLAN, cada punto de acceso está conectado a Internet y los dispositivos móviles están conectados a dicho punto de acceso directamente usando un acceso centralizado al medio. De ahí que la cobertura está limitada y la conectividad solo está disponible en un rango de single-hop. En una WMN, cada MR no sólo opera como host para agrupar datos de sus clientes móviles asociados, sino que también como router para reenviar paquetes en nombre de otros MR. De esta manera, la cobertura y la conectividad en multihop se amplía significativamente.
- Flexible y barato: Las WMN pueden ser aprovechadas comercialmente de diferentes maneras. Primero, puede ser construido y gestionado por un Internet Service Provider (ISP). En este caso, cada MR está bajo el control de la ISP. Segundo, una WMN puede ser semi-gestionada por una única o múltiples ISPs mientras que el resto de MRs pueden ser añadidos por cualquier usuario. Además, una WMN comercial puede ser operada sin ningún tipo de gestión centralizada, dejando que cada MR sea administrada por entidades independientes. Por ejemplo, un usuario en una comunidad puede independientemente instalar un Mesh Router en el tejado de su casa y compartir la conexión con un ISP cercano. Sea como fuere, un MR es capaz de ser añadido o eliminado flexiblemente de una WMN debido a su virtud de auto-configurable y auto-formable. La integración de las WMN con Internet reduce significativamente los enlaces por cable, que aumentan el coste por conexión y hardware. Así, las WMN se convierten en una solución barata y beneficiosa para los usuarios de dispositivos móviles.

Conociendo el potencial futuro que tienen las WMN, algunos de los operadores más importantes ya han considerado las WMNs como la tecnología que será utilizada para sus iniciativas de Wireless Cities (como parte del proyecto CARMEN (CARrier grade MESH Networks) desarrollado por la EU y que involucra a las operadoras europeas más

importantes)

2.3. 802.11 y Wireless Mesh Networks

Desde hace ya un tiempo, 802.11 se ha considerado la solución universal para las conexiones wireless. Sin embargo, las WLANs siguen dependiendo de una infraestructura cableada que conecte los Access Points (AP). A través de la aparición de las Wireless Mesh Networks (WMN), han emergido nuevos estándares como 802.11s, que propone diferentes soluciones para las WMNs en relación a arquitecturas, diseños de capa física, de protocolos de la capa MAC, de algoritmos de enrutado y de requisitos de seguridad [5].

Requerimientos tecnológicos

A continuación, se comentan las distintas soluciones que se han ido adoptando a lo largo de los últimos años en relación a los requerimientos de las WMNs.

■ Diseño de la capa física

En 802.11, los AP adyacentes evitan las interferencias trabajando en canales diferentes, y los clientes trabajan en el mismo canal que el AP de forma que se puedan asociar a él y obtener sus servicios. Como los APs están conectados entre sí mediante cable, el diseño de la capa física sólo debe tener en cuenta la comunicación entre APs y clientes.

Sin embargo, en las WMNs hay dos tipos de enlaces; entre los Mesh Clients (MC) y los Mesh Routers (MR), y entre los propios MR. Evidentemente, estos dos tipos de enlace no deben interferir entre sí. De esta manera, se introdujo el concepto de capa física con múltiples radios.

Se contemplan 3 generaciones de WMNs en cuanto al uso de la capa física (Fig. 2.7). Desde la compartición del mismo radio por parte del cliente y el backhaul, pasando por el uso de dos radios (Dual Radio) combinando los servicios de radio de 802.11b

con los de 802.11a para el backhaul, hasta el uso de tres y cuatro radios (Multi-radio Wireless Backhaul), donde los MR del backhaul utilizan distintos radios para comunicarse entre ellos.

Así, el uso de distintos canales reduce la degradación que se sufre cuando se trabaja en escenarios multisalto.

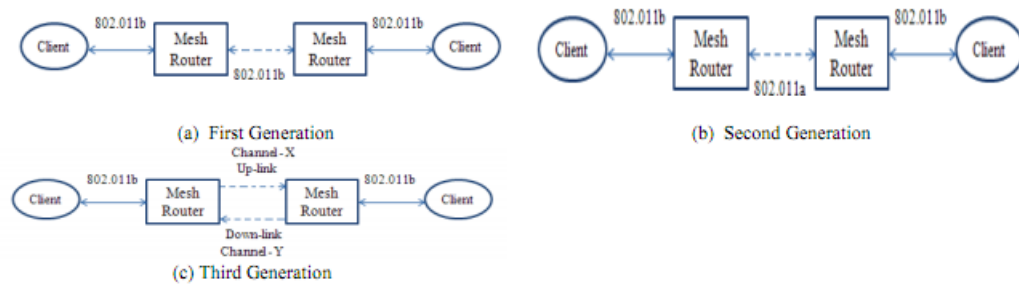


Figura 2.7: Generaciones de las WMN

■ Protocolos de la capa MAC

El protocolo MAC para WLANs 802.11 fue diseñado para redes single-hop, y, como ya se comentó, el acceso al medio mediante Distributed Coordination Function (DCF) se basa en el uso de CSMA/CA, basado también en entornos single-hop, lo que limita las prestaciones de las WMNs. Por tanto, existen diferencias entre el estado actual de MAC para redes wireless convencionales y las necesidades que deben ser resueltas para WMNs:

1. El MAC para WMNs debe tener en cuenta las comunicaciones multisalto.
2. El MAC es distribuida, y necesita ser colaborativa, permitiendo la comunicación multipunto a multipunto.
3. Se necesita auto-organización de la red para que exista colaboración entre nodos vecinos y nodos a distancia multisalto.

Se han realizado distintas aproximaciones, desde modificando protocolos MAC existentes hasta proponiendo nuevos, pero ninguno por el momento ha conseguido dar una solución satisfactoria a todos los requisitos que tienen las WMNs.

■ Enrutado

En las WLAN con 802.11, los Access Points (AP) conectan los clientes a la red backbone para proporcionarles servicios. Los protocolos de enrutado básicos de Ethernet se aplican para tener enrutado en sistemas de distribución. Así, los protocolos de enrutado basados en el vector de distancia son simples y eficientes en redes pequeñas, donde apenas necesitan ser gestionados.

Sin embargo, en lo referente a WMNs, los algoritmos de enrutado eficientes deben evolucionar. Al respecto, hay múltiples tecnologías que se han utilizado en WMNs para determinar el enrutado del tráfico tanto de forma reactiva como proactiva. Un protocolo de enrutado reactivo, establece la ruta hasta un destino basándose en la demanda, mientras que un protocolo proactivo se basa en el estado de los enlaces.

Hay un gran número de protocolos que usan la combinación de ambos tipos de protocolos. De hecho, según la publicación del borrador 3.0 de IEEE de marzo de 2009, se propone uno de estos híbridos, Hybrid Wireless Mesh Protocol (HWMP), como algoritmo de enrutado para WMNs, ya que combina la flexibilidad de enrutado reactivo y la eficiencia del proactivo.

■ Seguridad

En las WLAN de 802.11, los problemas de seguridad existen entre los Access Points (AP) y los clientes. La encriptación del intercambio de datos entre AP y cliente se realizó primero mediante el uso de WEP y, posteriormente, mediante WAP y WAP2. En estos casos, el AP puede autenticar a los clientes, pero no había mecanismo que permitiese a los clientes autenticar a los APs. Esto se solucionó en el estándar 802.11i.

En la actualidad, 802.11s recoge la necesidad de mantener enlaces seguros entre los distintos Mesh Routers de la WMN, pero estas tecnologías deben madurar aún más para evitar los ataques a los que todavía son vulnerables (Ataques Byzantine, Wormhole o Sinkhole).

2.4. Esquemas de enrutado para Mesh Networks

En este proyecto se estudiará un algoritmo de enrutado basado en el cálculo de la región de capacidad linealizada de una WLAN 802.11. El cálculo de la región de capacidad de una red wireless es un gran reto que afronta la investigación dentro de la teoría de la información, y aquí, se expondrá un algoritmo eficiente para el cálculo de la región de capacidad lineal.

Una de las primeras y mayores contribuciones sobre este tema pertenece a Gupta [6] que, basándose en análisis geométricos, proporciona un límite superior a la máxima capacidad de una red donde cada nodo es capaz de compartir una porción del canal que está usando con cualquiera de sus vecinos. Algunas extensiones sobre este trabajo, como por ejemplo [7] y [8], tienen en cuenta las localizaciones geográficas y las potencias de transmisión para las distintas tasas para las cuales se puede realizar una comunicación fiable. El problema se ha estudiado para el caso de redes Ad-Hoc con la infraestructura desarrollada en [9], y para el caso de Wireless Mesh Networks en [10]. Estos trabajos se centran en el cálculo de los límites superiores de la capacidad, y, como tal, no se pueden utilizar como soporte para enrutados óptimos o tareas de control de admisión.

El impacto que tienen algunas características como el multi-hop, la reutilización espacial y el control de potencia en la región de capacidad se puede encontrar en [10], donde, utilizando técnicas numéricas, se calcula el conjunto de tasas que se pueden alcanzar para cada posible configuración. Aunque este trabajo aporta importantes conocimientos acerca de la influencia de estos parámetros sobre la región de capacidad, no ofrece ningún algoritmo eficiente para su cálculo, lo que limita su uso práctico.

En cuanto a los algoritmos de enrutado para Wireless Mesh Networks, las primeras propuestas se basaron en algoritmos que estaban disponibles para redes móviles Ad-Hoc (como por ejemplo Hop Count). Sin embargo, como las WMN's difieren significativamente de las MANET [11] debido a la necesidad de soporte de infraestructura, estos algoritmos se alejan mucho a la hora de proporcionar un rendimiento óptimo. Se han propuesto nuevas métricas para enrutado en WMN's, aunque hechas a la medida de tecnologías particulares como 802.11. A continuación se enumeran algunas de las más importantes y que serán

comentadas a lo largo del documento:

- ETX (Expected Transmission Count) [12] es el número de transmisiones que se espera que necesite un paquete para que sea recibido sin errores en el destino. Puede tomar valores entre 1 e infinito, donde 1 representa un medio de transmisión perfecto e infinito representa un enlace caído. Por tanto, representa la probabilidad de un evento futuro;
- ETT (Expected Transmission Time) [13] lo extiende teniendo en cuenta la tasa física y la longitud de la trama utilizada. Así, el ETT de un enlace es el tiempo que se espera que tarde un envío exitoso de un paquete a través del enlace a nivel de la capa MAC;
- ShP (Shortest Path) propone encontrar el camino más corto en número de saltos entre fuente y destino;
- ML [14] propone encontrar el camino con la mínima probabilidad de pérdida end-to-end;

Además, otras aproximaciones como mETX y ENT [11] extienden ETX teniendo en cuenta no sólo los valores medios, sino también las desviaciones estándar. La aproximación que se realizará a lo largo de este documento, se diferencia bastante respecto a éstas por dos razones importantes: Primero, para el caso de DCF, nuestra propuesta formula el enrutado como un problema de optimización y proporciona una solución aproximada a este problema, para el caso particular de IEEE 802.11; y segundo, para el caso de EDCA, configurando la red wireless de forma óptima, minimizando así el número de colisiones (al contrario que ETX, que se basa en retransmisiones innecesarias), de forma que nuestra propuesta es indiferente en cuanto a la tecnología, ya que el algoritmo de enrutado es ajeno a la tecnología subyacente.

Debido a la evolución de las redes wireless hacia la heterogeneidad [15], los investigadores han empezado a definir métricas relativas a la QoS para distintas tecnologías [16], [17]. Muchas de las soluciones propuestas se basan en el número de saltos o el ancho de

banda nominal [18], siendo así incapaces de realizar un enrutado inteligente. Un primer intento de usar un modelo lineal para optimizar la asignación de throughput es el trabajo de [19]. Sin embargo, solo se considera el caso de 802.11, y no se tiene en cuenta el funcionamiento del protocolo MAC (los autores asumen que la capacidad nominal coincide con la capacidad que puede alcanzar la WLAN). Otros trabajos como [20] se ocupan de modelar estrategias de enrutado para problemas de optimización con restricciones, algo bastante relacionado con nuestro proyecto, aunque el trabajo se centra en redes cableadas.

Capítulo 3

Modelado lineal DCF aplicado a la eficiencia energética

Para comenzar con el modelado lineal llevado a cabo en este proyecto, es preciso presentar el modelo de red con el que se va a trabajar, así como las suposiciones realizadas a lo largo de la investigación. En este capítulo, se expone el modelo analítico desarrollado por los directores de este Proyecto de Fin de Carrera en su artículo [21].

3.1. Modelo de red

El modelo de red está basado en los conceptos de *enlace* y *grupo de enlaces*. Se puede decir que hay un *enlace* entre dos interfaces si estos dos interfaces operan en el mismo canal, y por tanto, pueden establecer una comunicación directa entre ellos.

De la misma manera, se puede definir un *grupo de enlaces* como la agrupación de interfaces ($n \geq 2$) que operan en el mismo canal y que se pueden comunicar directamente entre ellos. A continuación se ilustra una Wireless Mesh Network con 2 grupos de enlaces con 6 enlaces cada uno de ellos [Fig. 3.1].

Es importante destacar, que se trabajará con un escenario en el que los canales de la WMN están cuidadosamente asignados de forma que se eviten interferencias indeseadas. Este tipo de escenarios son típicos en redes planificadas como, por ejemplo, una red que

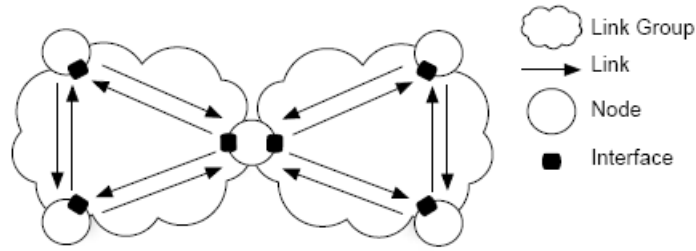


Figura 3.1: Concepto de grupo de enlaces

es propiedad de un operador y donde los canales están centralmente asignados de manera que la interferencia total en la red se minimiza [22]. En ningún caso se debe perder de vista la influencia que pueden tener las interferencias entre dos tarjetas de red colocadas en la misma máquina, a pesar de operar en diferentes canales que no se superponen. Así, el grado de interferencia dependerá de las posiciones relativas de las tarjetas, y se deberá tener en cuenta la fuga electromagnética de cada una de las tarjetas, de forma que no se coloque una de éstas en zonas donde la potencia de la fuga de las radiaciones de otras tarjetas de red sea alta.

Así, es preciso establecer algunas premisas acerca del escenario comentado anteriormente. Se decide establecer que el algoritmo de asignación de canal operará según las siguientes suposiciones:

- Todas las interfaces que pertenecen al mismo *grupo de enlaces*, se considera que están asignadas al mismo canal. De esta forma, se asume que dichas interfaces se encuentran en el mismo rango de transmisión/recepción (y evidentemente, también colisión) unas de otras.
- Aquellas estaciones que no pertenecen al mismo *grupo de enlaces* no provocan errores de transmisión a los componentes de dicho grupo de enlaces. Esto sucede ya que, o se encuentran asignados a diferentes canales que no se solapan o porque, aunque estén asignados al mismo canal, están situados físicamente lo suficientemente lejos unos de otro como para influir entre ellos.

Así, basándonos en las premisas anteriormente presentadas, la transmisión desde una interface será satisfactoria siempre y cuando ésta no interfiera a ninguna otra transmisión del *grupo de enlaces*, independientemente de si las interfaces que pertenecen a otro *grupo de enlaces* transmiten o no. Como resultado, usando dicho modelo, el comportamiento del throughput puede ser analizado independientemente para cada *grupo de enlaces*.

Las suposiciones anteriormente descritas son fruto de la experimentación con redes basadas en 802.11a, de forma que se ha podido demostrar que cuando la separación entre canales de diferentes grupos de enlaces es lo suficientemente grande, no existe la indeseada interferencia entre ambas [23]. Siguiendo estas premisas, se desarrolló en [24] una red Mesh con una asignación de canales basada en estos requisitos, y se pudo comprobar experimentalmente que éstos realmente se cumplían.

Además de la asignación de canal, las técnicas de adaptación de enlaces, permiten el uso de esquemas de modulación que proporcionan protección de las interferencias externas, las cuales podrían causar errores de transmisión.

Para acabar, en términos de consumo de energía, se ha usado un modelo simplificado que considera que los dispositivos consumen una cantidad de energía constante cuando están encendidos, dejando de lado la energía dedicada a transmisiones individuales (Perfil On-Off).

Es importante reseñar dicho modelo, ya que una de las características básicas de este proyecto es la de intentar limitar el consumo de energía que se produce, reduciendo así tanto el gasto económico como el impacto medioambiental.

El consumo de energía de equipos de telecomunicaciones depende de varios factores tales como la carga de tráfico, la temperatura, la calidad de servicio (QoS), o el espacio. En nuestro caso, se estudiará el consumo de energía desde un punto de vista de carga de tráfico, ya que es uno de los factores que más influyen en el consumo total de energía de los equipos. Un perfil de energía (PE) se define como la dependencia del consumo de energía (en vatios hora, Wh) en función de la carga de tráfico o del throughput de un componente particular de la red. De esta forma, la carga de tráfico se expresa como un porcentaje de la capacidad total del componente de la red. Tal y como se comentó anteriormente, a lo largo

de este trabajo se utilizará el Perfil On-Off, un perfil de energía definido que corresponde a las características de muchos de los equipos existentes. En este caso, la potencia total que se consume cuando los dispositivos están encendidos se considera independiente de la situación de la carga de tráfico real [25] [26].

Según se demostró en [26], se comprueba que la energía consumida en la transmisión por parte de un dispositivo típico wireless es sólo una pequeña porción de su consumo total. Así, uno de los objetivos será apagar el mayor número posible de dispositivos con la intención de minimizar el consumo total en la Wireless Mesh Network.

3.2. Análisis del throughput

A través del concepto de *grupo de enlaces* presentado anteriormente, se puede calcular el throughput de una Wireless Mesh Network considerando cada grupo de enlaces independientemente. De aquí en adelante, se estudiará el comportamiento del throughput para un grupo de enlaces:

- En primer lugar, calculando todas las combinaciones de throughput posible en el grupo de enlaces, es decir, los throughput que cada uno de los enlaces en el grupo de enlace puede tener. Denotamos al conjunto de todas las combinaciones posibles como *región de capacidad del grupo de enlaces*.
- A continuación, linealizando la región de capacidad comentada, obteniendo así la *región de capacidad linealizada*. Las principales características de esta región son:
 - i)* que contiene un subconjunto de las combinaciones de throughput posibles.
 - ii)* que permite comprobar si una combinación de throughputs propuesta está contenida en la región o no por medio de una ecuación lineal simple. Como veremos en la siguiente sección, estas características son muy útiles cuando se trata con problemas de optimización.

La validación de este modelo se realiza mediante la evaluación de la diferencia entre la *región de capacidad linealizada* en comparación con la *región de capacidad exacta*. Los

resultados muestran que la región de capacidad lineal cubre la mayor parte de la región exacta, lo que significa que el rendimiento no se degrada significativamente mediante el empleo de la región de capacidad lineal en lugar de la exacta [21].

3.2.1. Region de capacidad de un grupo de enlaces

Consideraremos un grupo de enlace con n nodos (es decir, cada uno de estos nodos tiene una interfaz que pertenece al grupo de enlaces). Denotaremos por r_i el throughput que el nodo i recibe en este grupo de enlaces. De esta manera, el conjunto de combinaciones de throughputs en el grupo de enlaces sería $\{r_1, r_2, \dots, r_n\}$. Denotaremos finalmente el conjunto de combinaciones posibles como *región de capacidad* y diremos que una determinada combinación pertenece a la *frontera de la región de capacidad* si no podemos aumentar el throughput asignado a cualquier nodo sin disminuir el throughput de cualquier otro nodo.

τ_i será la probabilidad de que la interfaz del nodo i , que pertenece al grupo de enlaces, transmita en un slot de tiempo determinado. Por simplicidad, a partir de ahora nos referimos a este evento como una *transmisión del nodo i* . Esta transmisión será exitosa si y sólo si ningún otro nodo del grupo de enlaces transmite de forma simultánea. Así, basándonos en los cálculos realizados en [21]:

$$p_{s,i} = \tau_i \prod_{j \in L \setminus i} 1 - \tau_j \quad (3.1)$$

donde L es el conjunto de nodos del grupo de enlaces.

De la misma forma, la probabilidad de que un slot de tiempo esté vacío o contenga una colisión se calcula según

$$p_e = \prod_{j \in L} 1 - \tau_j \quad (3.2)$$

$$p_c = 1 - p_e - \sum_i p_{s,i} \quad (3.3)$$

Si siguiendo con lo anterior, el throughput de un nodo i en el grupo de enlaces se puede calcular como

$$r_i = \frac{p_{s,i}l}{\sum_i p_{s,i}T_{s,i} + p_cT_c + p_eT_e} \quad (3.4)$$

donde l es la longitud de un paquete y $T_{s,i}$, T_e y T_c son la duración media de una transmisión exitosa del nodo i , la duración media de un slot de tiempo vacío y la duración media de un slot de tiempo con colisión, respectivamente.

Para calcular r_i , necesitamos obtener los valores de τ_i . Para ello, podemos distinguir entre los nodos saturados y los nodos no saturados. Los nodos saturados son aquellos cuya tasa de envío es mayor que su throughput, y por lo tanto siempre tienen un paquete listo para su transmisión. De acuerdo con [27], la probabilidad de transmisión de estos nodos satisface la siguiente condición:

$$\tau_i = \frac{2}{1 + W + P_{c,i}W \sum_{j=0}^{m-1} (2p_{c,i})^j} \quad (3.5)$$

donde W y m son la CW_{min} y los parámetros de backoff dados por el estándar 802.11 [2]. Además $p_{c,i}$ es la probabilidad condicional de colisión del nodo, calculado según:

$$p_{c,i} = 1 - \prod_{j \in L \setminus i} 1 - \tau_j \quad (3.6)$$

Para el caso de nodos no saturados, el throughput es equivalente a la tasa de envío S_i , y por tanto podemos despejar su τ_i , de la Ec. 3.4:

$$\tau_i = \frac{S_i(\sum_i p_{s,i}T_{s,i} + p_cT_c + p_eT_e)}{l \prod_{j \in L/i} 1 - \tau_j} \quad (3.7)$$

Con el modelo anterior, dada la tasa de entrada de los nodos de un *grupo de enlaces*, se puede calcular el correspondiente τ_i , en función de si están saturados o no, y los throughput correspondientes $\{r_1, \dots, r_n\}$, que determina nuestro modelo de throughput. Basado en el modelo de throughput anterior de un grupo de enlaces, a partir de ahora, se obtendrá la región de capacidad de dicho grupo de enlaces.

Nuestro cálculo de la región de capacidad se basa en la observación de que, en el límite de la región de capacidad, una o más estaciones están saturadas, o que de otra manera, existe al menos una estación que no puede aumentar su throughput sin disminuir el throughput de las otras estaciones. Con base a esta observación, se calcula el límite de la región la capacidad de la siguiente manera:

- Dividimos todos los nodos en el grupo de enlaces en dos conjuntos, el conjunto de nodos saturados y el conjunto de nodos que no están saturados, y consideramos todos los posibles conjuntos de estaciones saturadas.
- La τ_i de los nodos saturados viene dado por la Ec. 3.5. Dado que todos los nodos que no están saturados tendrán seguro una τ_i más pequeña, barremos todos los valores de τ_i de los otros nodos en el intervalo $(0, \tau_{sat})$, donde τ_{sat} es la τ_i de los nodos saturados.

Cada uno de los pasos de la iteración anterior proporciona un límite a la región de capacidad, y cualquier punto dentro de este límite pertenece a la región de capacidad. De esta manera se describe el análisis de la región de capacidad exacta.

3.2.2. Región de capacidad linealizada

Obtener la región de capacidad de la forma que se ha explicado anteriormente es una tarea compleja, ya que requiere la resolución de un sistema de ecuaciones no lineal de los τ . De esta forma, determinar si dada una asignación de throughputs $\{r_1^*, r_2^*, \dots, r_n^*\}$ es factible en un grupo de enlaces concreto es computacionalmente caro. Por tanto, el análisis que se ha comentado con anterioridad no puede ser usado para solucionar problemas

de optimización que necesiten una manera sencilla de determinar si una asignación de throughputs es factible o no.

Con la finalidad de superar esta limitación, se propone una ecuación lineal que modele la región de capacidad del grupo de enlaces:

$$\sum_{i \in L} w_i r_i < C \quad (3.8)$$

donde w_i es el peso del nodo i y C representa la capacidad del grupo de enlaces. Esta *región de capacidad linealizada* permite determinar si una asignación dada $\{r_1, \dots, r_n\}$ es factible o no, mediante el cálculo de una simple ecuación lineal. Tal y como se podrá ver en secciones posteriores, esta realización permite el uso eficiente de técnicas de optimización tales como la *Programación Lineal* o *Programación Integer*.

El resto de esta sección se dedica al cálculo de los parámetros que definen la región de capacidad linealizada (w_i y C). Así, perseguimos los siguientes objetivos:

- La región de capacidad linealizada debe estar completamente contenida dentro de la región de capacidad exacta. De esta manera, se garantiza que la asignación de cualquier throughput dentro de la región de capacidad linealizada es realmente factible.
- La región de capacidad linealizada debe cubrir lo máximo posible la región de capacidad exacta. La razón es evitar que dada una asignación deseada $\{r_1, \dots, r_n\}$ que es factible según la región de capacidad exacta, no esté contenida dentro de la región de capacidad linealizada.

La Fig. 3.2 ilustra que existen distintos grados de libertad a la hora de calcular la región de capacidad, ya que podemos elegir entre diferentes pendientes (están indicadas tres opciones diferentes como a , b y c en dicha figura). Consideraremos que con el fin de cubrir lo máximo la región de capacidad exacta, la pendiente de la región de capacidad a escoger será aquella que, cruzando cada eje, resulte en valores proporcionales de la región de capacidad linealizada y exacta (lo que correspondería con la opción b de la Fig. 3.2).

$$\frac{w_i}{w_j} = \frac{R_j}{R_i} \quad (3.9)$$

donde R_i es el throughput del nodo i cuando cruza el eje i (es decir, cuando el throughput del resto de nodos excepto el nodo i son cero).

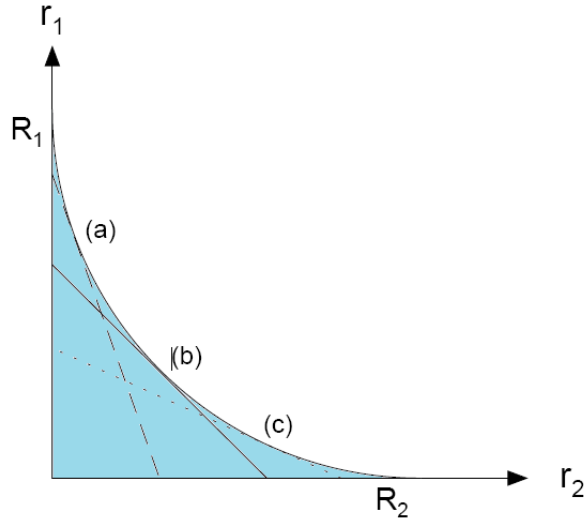


Figura 3.2: Región de capacidad linealizada

Sin perder generalidad, tomamos $w_1 = 1$, lo que nos permite calcular los valores del resto de pesos w_i siguiendo la Ec. 3.9. De esta forma, sólo quedaría pendiente el cálculo de la capacidad del grupo de enlaces C . Para hallarlo, busquemos el punto donde la siguiente función alcanza el mínimo:

$$\sum_{i \in L} w_i r_i \quad (3.10)$$

donde cada r_i es el valor del throughput en la frontera de la región de capacidad exacta.

Nótese que, con lo comentado anteriormente, las fronteras de la región de capacidad exacta satisfacen

$$\sum_{i \in L} w_i r_i > C \quad (3.11)$$

y por tanto, se garantiza que cualquier punto dentro de la región de capacidad linealizada estará contenido dentro de la región de capacidad exacta.

Para encontrar el mínimo de la función en la Ec. 3.10, realizamos una búsqueda sobre todos los τ_i con la siguiente restricción: Cuando nos encontramos en la frontera de una región de capacidad, el nodo con el mayor throughput estará saturado, y por tanto su τ_i tiene que satisfacer la ecuación Ec. 3.5. Denotaremos al nodo con mayor throughput como *nodo 1*.

Para encontrar dicho mínimo en la función $\sum_i w_i r_i$ con la restricción en τ_1 , es necesario aplicar multiplicadores de Lagrange [21], lo que nos lleva a un resultado de:

$$\tau_j = \sum_k \tau_k - \frac{1}{2} \quad (3.12)$$

lo que lleva a

$$\tau_j = \tau_k \forall j, k \quad (3.13)$$

Concluimos así que la función $\sum_i w_i r_i$ toma el mínimo o máximo local C . Primero calculamos el valor de la función $\sum_i w_i r_i$ cuando todos los nodos están saturados (el mismo valor de τ_i) y denotamos el valor que la función toma en ese punto como R .

Ya que R podría ser un máximo o mínimo local (véase Fig. 3.3), el mínimo de la función puede estar situado en uno de los extremos de la región considerada, en particular en el corte con alguno de los ejes. Dado un eje j , al nodo j le será asignado un throughput R_j , mientras que al resto de nodos no se les asignará ningún throughput. Así,

$$\sum_i w_i r_i = w_j R_j = \frac{R_1}{R_j} R_j = R_1 \quad (3.14)$$

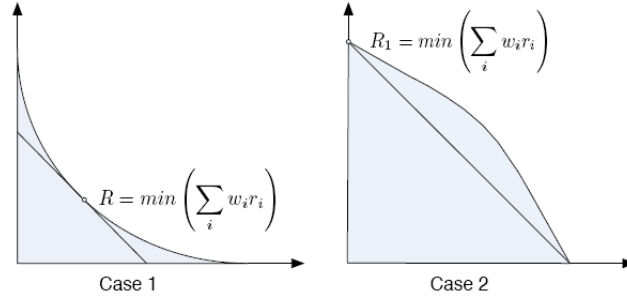


Figura 3.3: Máximos y mínimos locales

Por lo tanto, la función $\sum_i w_i r_i$ toma el mismo valor (R_1) en cualquiera de los extremos. R_1 es el throughput que el nodo 1 recibe cuando el resto de nodos del grupo de enlaces no transmiten.

Finalmente, basándonos en esto, calculamos C como el mínimo entre R_1 y R

$$C = \min(R_1, R) \quad (3.15)$$

con lo que se ha terminado por obtener los parámetros necesarios para el cálculo de la región de capacidad linealizada: los pesos w_i y la capacidad del grupo de enlaces C .

3.3. Algoritmo de enrutado

El objetivo clave del concepto de región de capacidad linealizada propuesto, es ayudar al diseño de algoritmos eficientes para optimizar el rendimiento de la red. En particular, el modelo propuesto permite determinar con facilidad si una asignación de rendimiento es posible, y por lo tanto apoya el diseño optimizado de algoritmos eficientes, basados en esta característica.

En esta sección se presenta un algoritmo de enrutamiento para WMN llamada *Energy and Throughput-aware Routing* (ETR). El esquema se basa en la región de capacidad linealizada propuesta para ofrecer garantías de throughput. Es importante tener en cuenta

que el algoritmo de enrutamiento es sólo un ejemplo para mostrar el potencial del concepto propuesto. De hecho, la región de capacidad linealizada se puede utilizar para resolver otros problemas de optimización, tales como, por ejemplo, la planificación de redes e ingeniería de tráfico.

En la siguiente sección presentamos en primer lugar el algoritmo de enrutamiento básico que sólo tiene en cuenta consideraciones de throughput y luego extenderemos el algoritmo para tener en cuenta también el consumo de energía.

3.3.1. Algoritmo de enrutado básico

La versión básica de nuestro algoritmo de enrutado tiene como objetivo admitir el mayor número de flujos posible siempre y cuando se respeten los requisitos de throughput. De forma más específica, dado un escenario definido por:

- Una red Mesh compuesta por un conjunto de grupo de enlaces con sus correspondientes regiones de capacidad linealizadas tal y como se calcularon en la sección previa.
- Un conjunto de gateways, que proporcionan conectividad a Internet.
- Un conjunto de demandas de flujo, cada flujo i originado en el nodo fuente s_i , y con un requisito de throughput r_i .

Queremos encontrar una ruta para cada uno de los flujos con destino cualquiera de las gateways de la red Mesh de forma que se cumplan los requisitos de throughput para todos los flujos y el número de flujos admitidos sea maximizado.

Se puede apreciar fácilmente que el problema de enrutado anteriormente descrito es *NP-hard*. De hecho, el problema puede ser visto como una generalización del sobradamente conocido problema *Single-Source Disjoint Paths*: esta es una versión particular de nuestro problema de enrutado en el cual todos los flujos se originan en el mismo nodo fuente, todos los grupos de enlaces consisten en dos nodos y las peticiones de flujo son iguales a la capacidad del grupo de enlaces. A continuación, se presenta una formulación para la

programación integer (IP) de nuestro problema, que será resuelto utilizando las técnicas habituales.

La formulación *IP* de nuestro problema se define a continuación: decimos que x_i es 1 si el flujo i está enrutado y es 0 si no lo está. Además, diremos también que $y_{i,l}$ es 1 si el camino elegido para el flujo i atraviesa el enlace l y es 0 si no lo hace (recordar que se denomina *enlace* a un par de nodos conectados directamente). Dadas estas variables, nuestra intención es la de encontrar la asignación que satisface

$$\max \sum_i x_i \quad (3.16)$$

sujeto a una serie de imposiciones:

1. La Ec. 3.17 impone que dado el caso en que el flujo i está enrutado, hay un enlace de salida desde el nodo s_i para el cual $y_{i,l} = 1$, mientras que el resto de $y_{i,l}$'s son cero:

$$x_i = \sum_{l \in s_i} y_{i,l}, \forall i \quad (3.17)$$

2. La Ec. 3.18 impone las limitaciones de la conservación de flujo, garantizando que la suma de los flujos entrantes a un nodo es igual a la suma de los flujos salientes de este mismo nodo. Se denota el conjunto de enlaces de entrada y de salida como N_{in} y N_{out} , respectivamente. Nótese que esta ecuación aplica para todos los nodos excepto los fuente y las gateways:

$$\sum_{l \in N_{in}} y_{i,l} = \sum_{l \in N_{out}} y_{i,l}, \forall N \quad (3.18)$$

3. La Ec. 3.19 impone las restricciones de capacidad para un grupo de enlaces L tal y como ofrece nuestro modelo de capacidad linealizada. En particular esta ecuación impone que la suma de de las tasas agrupadas para cada enlace, con el correspondiente peso w_i , no puede exceder la capacidad del grupo de enlaces C :

$$\sum_{l \in L} w_l \sum_{i \in l} y_{i,l} r_i \leq C, \forall L \quad (3.19)$$

4. Por último, las Ec. 3.20 3.21 imponen que los flujos no se pueden dividir entra diferentes caminos:

$$x_i \in \{0, 1\}, \forall i \quad (3.20)$$

$$y_{i,l} \in \{0, 1\}, \forall i, l \quad (3.21)$$

El problema de IP anteriormente citado se puede resolver usando técnicas del tipo Standard Relaxation, lo que supondría encontrar primero una solución al correspondiente problema de programación lineal (LP), en el cual las variables x_i e $y_{i,l}$ pueden tomar valores no enteros, y después encontrar una solución aproximada al problema de programación entera (IP) redondeando estas variables a valores enteros. La técnica que se ha usado en este documento se puede encontrar en [28].

Aplicando este método, obtenemos una aproximación a la estrategia de enrutado óptima que proporcionará garantía de throughput. Adicionalmente, nótese que el algoritmo propuesto también implementa la funcionalidad de *control de admisión*; de hecho, cuando el algoritmo no encuentra una ruta para todas las peticiones, significa que no todas ellas pueden ser asignadas, de manera que se exige una decisión de la política a seguir a continuación, ya que el algoritmo debe ser desechado.

3.3.2. Extensión con consideraciones energéticas

En este apartado, se pretende extender el algoritmo de enrutado propuesto en la sección previa de manera que, además de tener en cuenta las consideraciones relativas al throughput, se minimice el consumo de energía de la WMN. Así, se minimizará este consumo utilizando el menor número de nodos posibles que garanticen que se satisfacen las demandas de throughput, mientras que se apagarán aquellos routers que no intervengan en el proceso, evitando así el consumo innecesario de energía.

Como primer paso para el diseño del algoritmo de enrutado sensible al consumo energético, comenzaremos contestando la siguiente pregunta: ¿Se pueden satisfacer las demandas de throughput de todos los flujos cuando k routers están apagados?. Para contestar esta pregunta, formulamos la siguiente extensión al problema de IP de la sección previa, y que se ve ilustrada en la Fig. 5.4.

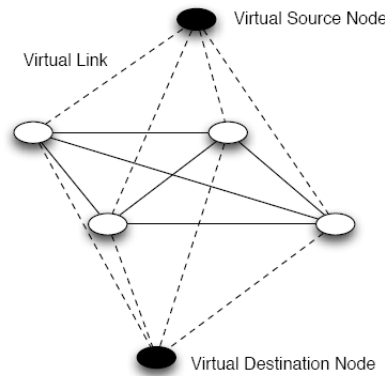


Figura 3.4: Representación del algoritmo de nodo virtual

- Introducimos dos nodos virtuales en la red, el nodo *fente virtual* y el nodo *destino virtual*.
- Creamos un enlace entre el nodo *fente virtual* y cada nodo de la red Mesh, y otro enlace entre cada nodo de la red y el nodo *destino virtual*.
- La capacidad de todos los enlaces virtuales es igual al producto $n_{max}C_{max}$, donde n_{max} es el número máximo de interfaces que tiene un nodo de la red, mientras que

C_{max} es la mayor de las capacidades del grupo de enlaces.

- Introducimos k flujos virtuales que se originan en uno de los nodos virtuales (el nodo *fuelle virtual*) y terminan en el otro nodo virtual (el nodo *destino virtual*).
- La demanda de throughput de cada flujo virtual se establece a $n_{max}C_{max}$.
- Introducimos una nueva limitación en cada nodo de la red Mesh, que es que el throughput acumulado que atraviesa un nodo no puede superar $n_{max}C_{max}$.

Con esto, podemos decir que cada uno de los nodos de la red puede enrutar flujos virtuales, lo que consume toda su capacidad y no deja recursos libres para flujos normales, o puede enrutar flujos normales. Por tanto, aquellos nodos que enruten flujos virtuales no serán utilizados para flujos normales, y podrán ser apagados. Nótese que la elección de la capacidad de un nodo ($n_{max}C_{max}$) se ha hecho de forma que si éste no enruta flujos virtuales, tenga la suficiente capacidad para todos sus flujos normales.

Ya que tenemos un total de k flujos virtuales, si el problema tiene solución y todos los flujos pueden ser enrutados, debemos entonces encontrar una solución que mantenga k routers inactivos. La formulación del nuevo problema IP sería la siguiente (donde x_i , $y_{i,l}$ y r_i se tienen en cuenta tanto para nodos y enlaces virtuales y normales):

$$\max \sum_i x_i \tag{3.22}$$

sujeto a

$$x_i = \sum_{l \in s_i} y_{i,l}, \forall i \tag{3.23}$$

$$\sum_{l \in N_{in}} y_{i,l} = \sum_{l \in N_{out}} y_{i,l}, \forall N \tag{3.24}$$

$$\sum_{l \in L} w_l \sum_{i \in l} y_{i,l} r_i \leq C, \forall L \tag{3.25}$$

$$\sum_{l \in N_{in}} y_{i,l} r_i \leq n_{max} C_{max}, \forall N \quad (3.26)$$

$$x_i \in \{0, 1\}, \forall i \quad (3.27)$$

$$y_{i,l} \in \{0, 1\}, \forall i, l \quad (3.28)$$

Con lo anterior, somos capaces de responder a la pregunta de si se pueden satisfacer las demandas de throughput con k nodos inactivos. Basándonos en esto, aplicamos el siguiente algoritmo iterativo que nos proporcionará la solución que deja el mayor número posible de routers apagados:

- Comenzamos con ningún router inactivo ($k=0$) y vemos si (resolviendo el problema de IP comentado previamente) las demandas de throughput se pueden satisfacer.
- Establecemos $k=1$ y solucionamos el problema de IP con esta configuración. Si podemos encontrar una solución, significa que todos los flujos pueden ser enrutados con uno de los nodos apagado.
- Incrementamos el valor de k de forma unitaria y vemos si las demandas de throughput se satisfacen con un nodo adicional apagado.
- Procedemos a la iteración sobre k hasta que las demandas no se puedan satisfacer, lo que nos proporciona el mayor número de routers que se pueden apagar, así como la solución de enrutado.

De esta forma se acaba con el diseño del algoritmo ETR (Energy and Throughput-aware Routing) que minimiza el consumo de energía en la red mientras que satisface las garantías de throughput deseadas. Es importante destacar que el algoritmo sólo requiere tantas ejecuciones del solucionador del problema de IP como número de nodos que se pueden apagar. Así, como el problema de Integer Programming puede ser resuelto en

un tiempo razonable, la complejidad computacional del algoritmo propuesto es más que asequible.

Funcionamiento del protocolo

El ETR propuesto se basa en dos algoritmos, uno que computa los parámetros del grupo de enlaces, y en el propio algoritmo explicado durante esta sección. Estos algoritmos se ejecutan en dos pasos. A continuación se describe cómo opera el protocolo, tanto los pasos que sigue, como la información que se maneja (Fig. 3.5).

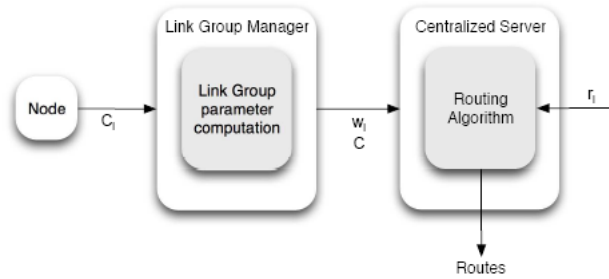


Figura 3.5: Funcionamiento del protocolo

El primer paso es el cálculo de los parámetros del grupo de enlaces. Este cálculo se realiza por separado para cada grupo de enlaces por parte de una entidad central en el grupo que denotaremos como *Link Group Manager*. Éste necesita extraer el esquema de modulación C_i que usa cada uno de los nodos, para con estos datos, ejecutar el algoritmo de la sección previa para obtener los parámetros w_i y C del grupo de enlaces.

El segundo paso es la ejecución del propio algoritmo. Esta ejecución la realiza lo que llamamos Centralized Server, localizado de forma central en la red Mesh. Éste se encarga de extraer los parámetros w_i y C de todos los grupos de enlaces de la red. Además, recibe las peticiones de diferentes flujos con sus correspondientes garantías de throughput. Basándose en estos datos, ejecuta el algoritmo de enrutado para decidir si estas peticiones serán admitidas o no, realizando el enrutado en caso positivo. Una vez que se han tomado las decisiones pertinentes al enrutado, el Centralized Server configura las rutas calculadas en la red.

De esta forma, esta arquitectura centralizada encaja perfectamente con las políticas de las distintas operadoras.

Capítulo 4

Modelado lineal EDCA aplicado a la optimización de la capacidad de la red

Como se sabe, el protocolo IEEE 802.11 DCF no proporciona soporte a QoS para tráfico diferente. Aunque en 802.11e se define EDCA como soporte para servicios con prioridad, EDCA no consigue alcanzar unos resultados aceptables en cuanto a la justicia de acceso al medio. Cuando la red está cerca de la saturación, los flujos de tráfico con mayor prioridad reducen las oportunidades de acceder al medio de los flujos con menor prioridad, lo que supone una utilización subóptima de la red [29].

EDCA proporciona un servicio diferenciado, un acceso distribuido al medio wireless compartido dependiendo de 4 prioridades llamadas Access Categories (AC). Así, en EDCA las diferentes prioridades se establecen mediante la configuración de la Contention Window (máxima y mínima) y el ya mencionado espacio entre tramas (en este caso, Arbitrary ISF (AISF)). Un AC con mayor prioridad tendrá una CW_{min} y CW_{max} menor, de forma que tendrá mayores oportunidades de acceder al medio.

En este capítulo, nos ocuparemos de proporcionar garantías de throughput en WMN's (Wireless Mesh Networks) heterogéneas proponiendo una solución que conjuntamente optimiza el enrutado y la configuración MAC, para el caso EDCA. Tal y como se realizó en el apartado 3.2.1, nos basaremos en el concepto de *región de capacidad linealizada* para encontrar una solución que proporciona una forma, independiente de la tecnología,

de representar la capacidad de un enlace wireless. En este caso, las diferencias radican en que tenemos la posibilidad de cambiar la configuración de la Contention Window, lo que nos permite buscar la manera de maximizar dicha región. A partir de aquí, se proponen algoritmos de enrutado que permiten encontrar los caminos óptimos para todos los flujos en la red de manera que se cumplan los requisitos de throughput.

A lo largo de este capítulo, se explicará el modelo desarrollado por los directores de este Proyecto de Fin de Carrera en su artículo [30].

4.1. Problemática de las Wireless Mesh Networks heterogéneas

Como ya se indicó en la sección 2.2.4, los operadores se encuentran ante el problema de ofrecer garantías de servicio a los clientes de Wireless Mesh Networks heterogéneas, ya que cada tecnología tiene sus características propias de enlace.

De esta forma, buscamos diseñar una solución que permita proporcionar *garantías de servicio en Wireless Mesh Networks heterogéneas*, preservando la flexibilidad y eficiencia económica a través de una aproximación realizada con independencia de la tecnología utilizada. Tal y como se hizo en el capítulo anterior, primero se analizará la región de capacidad de cada enlace wireless y a continuación se propondrá un algoritmo de enrutado que optimice el rendimiento dentro de las regiones de capacidad de todos los enlaces wireless del Mesh.

En este apartado nos ocuparemos de las siguientes contribuciones:

- Como se hizo previamente, se buscará una forma de representar la región de capacidad de un enlace wireless con independencia de la tecnología utilizada, refiriéndonos a esta representación como *región de capacidad linealizada*.
- Proponer un método que sea capaz de mapear la región de capacidad de un enlace 802.11 a una región de capacidad linealizada.

- Diseñar un algoritmo de enrutado para WMN's heterogéneas construido a partir del concepto de región de capacidad linealizada.

4.2. Región de capacidad linealizada

Para el estudio de la región de capacidad linealizada, nos apoyaremos en la sección 3.2.1, donde se explicaba pormenorizadamente dicho modelo.

Es necesario comentar que, aunque teóricamente podría ser posible calcular la capacidad de región de todas las tecnologías y enlaces que componen una WMN heterogénea, diseñar un algoritmo para asignación de recursos que se apoya en tan complejas y diferentes tecnologías sería altamente ineficiente. En vez de esto, se propone un concepto que nos permitirá caracterizar la región de capacidad de un enlace wireless independientemente de la tecnología que se use. Así, tendremos la posibilidad de determinar las asignaciones de recursos que son factibles en el enlace.

4.2.1. Concepto propuesto

De forma similar a como hicimos en el apartado 3.1, podemos considerar un enlace wireless L compartido por N flujos, donde un flujo corresponde al tráfico ofrecido por un nodo fuente dado a otro nodo en el enlace, denotando como R_i al throughput asignado al flujo i . El problema básico de asignar recursos en el enlace L , es determinar si dada una asignación $\{R_1, \dots, R_n\}$ de flujos, es factible o no en dicho enlace. En los enlaces por cable es evidente: mientras que todos los recursos del enlace no superen la capacidad del enlace C , la asignación es factible.

$$\sum_{i \in L} R_i \leq C \Leftrightarrow \{R_1, \dots, R_N\} \text{ es factible} \quad (4.1)$$

Determinar el conjunto de asignaciones en un enlace wireless es mucho más difícil que hacerlo para enlaces por cable, ya que el número total de recursos no es constante, sino que depende de ciertos factores entre los que se incluyen:

- La tecnología wireless usada en el enlace; por ejemplo, tecnologías basadas en contención gastan recursos en colisiones que las tecnologías centralizadas no hacen.
- La manera en que los recursos están distribuidos en los nodos, lo que tiene un impacto en la cantidad de recursos gastados en colisiones.
- La modulación y el esquema de codificación usado por cada nodo del enlace. Nos referimos a la *tasa de modulación* como la tasa que es capaz de proporcionar cada tecnología y esquema de codificación de las distintas tecnologías (Por ejemplo, para 802.11b, las tasas de modulación podrían ser 11 Mbps, 5.5 Mbps, 2 Mbps y 1 Mbps).

De la misma manera en que se comentó en el capítulo 3, para poder proporcionar una manera de expresar la región de capacidad de un enlace wireless, de la forma más precisa posible y evitando la complejidad involucrada al considerar todos los aspectos anteriormente citados, se basa en la propuesta de linealizar la región de capacidad de un enlace wireless. En particular, de forma similar a como se hacía en 3.2.1, la propuesta se basa en que cualquier asignación que cumpla que

$$\sum_{i \in L} c_i R_i \leq C \quad (4.2)$$

garantiza que es factible, donde c_i se define como el coste del flujo i y C es la capacidad del enlace wireless. Es lo que ya se ha denotado como *región de capacidad linealizada*.

Nótese, que de esta manera, el problema de asignar recursos en una red con enlace wireless se convierte en algo tan fácil como en los enlaces por cable, ya que podemos resolverlos con una simple función lineal.

Sin embargo, el punto débil de esta aproximación es que al estar utilizando una frontera inferior a la región de capacidad real, puede haber zonas donde la asignación es factible y que no son permitidas, lo que nos puede llevar a una asignación subóptima que no aprovecha completamente las posibles asignaciones en el enlace wireless.

4.2.2. Mapeo a tecnologías wireless

El reto del modelo propuesto previamente, es el cálculo de los valores de c_i y C para las diferentes tecnologías wireless. Para aquellas tecnologías con un acceso al medio coordinado centralmente, como en IEEE 802.16, este cálculo es bastante directo. De hecho, como estas aproximaciones no malgastan ancho de banda en contención, el tiempo del canal se utiliza totalmente, y como resultado la capacidad total depende únicamente en cómo el tiempo es compartido entre las diferentes estaciones y en cuál es la tasa de modulación que están usando.

Por tanto, para estas tecnologías la frontera de la región de capacidad puede ser calculada como

$$\sum_{i \in L} c_i R_i = C \quad (4.3)$$

donde C es la tasa de bit nominal de la tecnología y c_i es la proporción entre esta tasa de bit nominal y la tasa del esquema de modulación utilizado por el flujo i .

La obtención de los parámetros de la región de capacidad linealizada para tecnologías wireless basadas en contienda es mucho más difícil. La siguiente sección se dedica al cálculo de estos parámetros para IEEE 802.11. En el caso de otras tecnologías basadas en la contienda, se puede calcular siguiendo métodos muy similares al que se explicará a continuación.

4.3. Región de capacidad linealizada para IEEE 802.11

En esta sección se presenta un modelo para 802.11 en el que, dada cierta configuración para los parámetros de contienda de los nodos de un enlace, nos permite calcular el throughput de cada nodo. A partir de esto, se propone una estrategia de asignación de ancho de banda de forma que, dada una asignación de throughput deseada, encuentra (si existe) la configuración óptima que satisface dicha asignación. Finalmente, calculamos la región de capacidad linealizada resultante de nuestra estrategia de asignación de throughput.

4.3.1. Modelo de asignación de ancho de banda

La asignación en 802.11 depende del valor de los parámetros CW_{min} y CW_{max} (Contention Window mínima y máxima, respectivamente) de cada nodo, los cuales son parámetros configurables [2]. A partir de los resultados previos en [31], tomaremos $CW_{min} = CW_{max}$, ya que como muestra [31] ninguna otra configuración proporciona mejor funcionamiento en términos de throughput. Denotaremos CW_j como la configuración de la Contention Window del nodo j . Siguiendo el análisis en [32], si el tamaño de la ventana de una estación es constante, la probabilidad de que transmita en una ranura de tiempo es

$$\frac{2}{CW_j + 1} \quad (4.4)$$

Diremos que $\rho_{i,j}$ es la probabilidad de que un paquete transmitido por la estación j pertenezca al flujo i . Asimismo, diremos que τ_i será la probabilidad con la que el flujo i intenta realizar una transmisión en un slot de tiempo aleatorio. Entonces,

$$\tau_i = \rho_{i,j} \frac{2}{CW_j + 1} \quad (4.5)$$

El throughput que se proporciona a un flujo puede ser calculado como una función de las τ_i 's como sigue (en nuestro análisis de throughput se asumen las condiciones de saturación, esto es, las estaciones siempre tienen paquetes preparados para su transmisión) [32]:

$$r_i = \frac{p(s_i)l}{p(s)T_s + p(c)T_c + p(e)T_e} \quad (4.6)$$

donde l es la longitud media de paquete, T_s , T_e y T_c son las duraciones medias de un slot de tiempo con transmisión exitosa, un slot de tiempo vacío, y uno con colisión, respectivamente. Por su parte, $p(s_i)$, $p(s)$, $p(c)$ y $p(e)$ son las probabilidades de que un

slot de tiempo contenga un flujo i con transmisión exitosa, que contenga cualquier flujo con transmisión exitosa, que contenga una colisión y que esté vacío, respectivamente. Esta ecuación, y las siguientes son similares a las que se mostraban en el apartado 3.2.1, pero se han incluido en este apartado para mejorar la claridad del desarrollo.

Las probabilidades son calculadas como:

$$p(s_i) = \tau_i \left(\prod_{j \in S \setminus S_i} (1 - \sum_{k \in F_j} \tau_k) \right) \quad (4.7)$$

$$p(s) = \sum_{i \in F} p(s_i) \quad (4.8)$$

$$p(e) = \sum_{j \in S} (1 - \sum_{k \in F_j} \tau_k) \quad (4.9)$$

$$p(c) = 1 - p(e) - p(s) \quad (4.10)$$

donde S denota la colección de estaciones del enlace, S_i es la estación al cual pertenece el flujo i , F son los flujos del enlace, y F_j es la colección de flujos de la estación j .

Podemos utilizar las siguientes aproximaciones para estas probabilidades (estas aproximaciones se realizan basándose en los peores casos, de forma que nos llevan a unos throughputs más pequeños que los reales. De esta manera, se asegura que el resultado de linealizar la región de capacidad aproximada será válido, ya que caerá en una región factible):

$$p(s_i) = \tau_i (1 - \sum_{j \in S \setminus S_i} \sum_{k \in F_j} \tau_k) \quad (4.11)$$

$$p(e) = 1 - \sum_{i \in F} \tau_i + \sum_{i \in F} \sum_{j \in F \setminus F \setminus \{F_1, \dots, F_{s_i}\}} \tau_i \tau_j \quad (4.12)$$

$$p(c) = \sum_{i \in F} \sum_{j \in F \setminus F \setminus \{F_1, \dots, F_{s_i}\}} \tau_i \tau_j \quad (4.13)$$

Las duraciones medias de los slots de tiempo se calculan como

$$T_s = \frac{1}{p(s)} \sum_{i \in F} p(s_i) T_{s,i} \quad (4.14)$$

$$T_c = \frac{1}{p(c)} \sum_{i \in F} \sum_{j \in F \setminus F\{F_1, \dots, F_{s_i}\}} \tau_i \tau_j T_{c,i,j} \quad (4.15)$$

donde $T_{s,i}$ es la duración de una transmisión exitosa del flujo i , y $T_{c,i,j}$ es la duración de una colisión entre los flujos i y j . $T_{s,i}$ se calcula de la siguiente manera

$$T_{s,i} = T_{PLCP} + \frac{H+l}{C_i} + SIFS + T_{PLCP} + \frac{ACK}{C_i} + DIFS \quad (4.16)$$

donde T_{PLCP} es el tiempo de transmisión de la cabecera y preámbulo del Physical Layer Convergence Protocol, H es la cabecera y FCS de MAC, ACK es el tamaño de la trama ACK, l es la longitud del paquete, $SIFS$ y $DIFS$ son constantes de tiempo definidas en el estándar [2], y C_i es la tasa de bit del esquema de modulación usado para el flujo i .

Finalmente, $T_{c,i,j}$ se calcula como

$$T_{c,i,j} = T_{PLCP} + \frac{H+l}{\min(C_i, C_j)} + EIFS \quad (4.17)$$

donde $EIFS$ es otra constante de tiempo definida por el estándar.

4.3.2. Estrategia de asignación de ancho de banda

A partir de ahora, y basándonos en el modelo presentado en la sección previa, nos centraremos en solucionar el problema de encontrar la configuración óptima de 802.11 que permita cumplir los requisitos de ancho de banda dados. Dados unos throughputs

deseados para cada flujo en el enlace, $\{R_1, \dots, R_N\}$, nuestro objetivo es encontrar las CW_j 's que cumplen dichos requisitos de throughput, es decir, la configuración que proporciona a cada flujo i una asignación de throughput r_i no inferior al requerido:

$$r_i \geq R_i \quad (4.18)$$

El primer paso para encontrar dicha configuración de las CW_j , es encontrar los valores de τ_i que ofrecen a cada flujo el throughput deseado. Estos valores de τ_i se pueden obtener partiendo del siguiente algoritmo.

Primero distribuimos el throughput entre los flujos competidores proporcionalmente a su tasa asignada:

$$\frac{r_i}{r_j} = \frac{R_i}{R_j} \quad (4.19)$$

que, combinado con la Ec. 4.6, nos lleva a

$$\frac{\tau_i(1 - \sum_{k \in S_j} \tau_k)}{\tau_j(1 - \sum_{k \in S_i} \tau_k)} = \frac{R_i}{R_j} \quad (4.20)$$

Esto, puede ser aproximado por

$$\frac{\tau_i}{\tau_j} \approx \frac{R_i}{R_j} \quad (4.21)$$

Siguiendo la resolución de [30], llegamos a que

$$\sum_{i \in F_j} \tau_i = \sum_{i \in F_j} \rho_{i,j} \frac{2}{CW_j + 1} = \frac{2}{CW_j + 1} \quad (4.22)$$

de forma que, despejando CW_j de ésta, obtenemos

$$CW_j = \frac{2}{\sum_{i \in F_j} \tau_i} - 1 \quad (4.23)$$

lo que supone la finalización de la configuración de los parámetros Contention Window para la asignación de anchos de banda.

4.3.3. Cálculo de la región de capacidad

A continuación calculamos la *región de capacidad linealizada* de un enlace WLAN que usa la estrategia descrita anteriormente a la hora de asignar ancho de banda a sus flujos. En particular, calculamos los costes c_i y la capacidad del enlace wireless (C) de la Ec. 4.2, lo que proporciona un puente al concepto de *capacidad linealizada* en tecnologías 802.11 wireless.

Con el fin de linealizar la región de capacidad de una WLAN, es necesario, tal y como se comentó en el capítulo previo, elegir el punto tangente de la región linealizada. De hecho, como ya se vio, podemos elegir entre distintos puntos tangentes $\{R_1, \dots, R_N\}$, lo que da como resultado diferentes regiones linealizadas. Nótese que si escogemos un punto tangente en el cual $R_i > R_j$, estaremos favoreciendo al flujo i respecto al flujo j , ya que la región de capacidad linealizada está más cerca de la región de capacidad real para aquellas asignaciones donde el flujo i tiene mayores throughputs.

La Fig. 3.2 ilustra tres puntos tangentes diferentes que podrían ser utilizados para construir la región linealizada.

A la hora de elegir dicho punto tangente asociado a la región de capacidad linealizada, es necesario que alcancemos un compromiso entre las dos premisas siguientes:

- Por un lado, favorecer aquellos flujos que utilizan tasas de modulación más altas, ya que asignar el throughput a estos flujos se traduce en una utilización más eficiente de los recursos wireless totales.
- Además, evitar reducir la asignación de throughput a aquellos flujos que usan tasas de modulación menores, ya que en caso de que se necesite alguno de estos flujos (por

ejemplo, porque pertenezcan a algún camino crítico para el enrutado), queremos tener la posibilidad de poder usarlo.

El criterio de justicia proporcional (*Proportional Fairness Criterion*) nos permite satisfacer el compromiso comentado previamente. Tomaremos como asignación que satisface el criterio, el punto tangente que cumple:

$$\frac{R_i}{R_j} = \frac{C_i}{C_j} \quad (4.24)$$

Donde C_i y C_j son las tasas de modulación de los flujos i y j , respectivamente [33].

Nótese que en la Fig. 3.2, la asignación por justicia proporcional corresponde al punto tangente (b), que refleja un compromiso entre asignar más throughput a los mejores flujos y no dejar de asignar a los peores (el gráfico usa diferentes escalas para los ejes x e y).

Dicho punto tangente puede ser obtenido fácilmente usando el modelo de la sección *Modelo de asignación de ancho de banda* junto con la Ec. 4.24. Una vez se ha calculado este punto, el siguiente paso es calcular los parámetros de la región de capacidad linealizada (los c_i 's y la C). Una posibilidad podría ser calcular la tangente de la región de capacidad y derivar los parámetros de la región linealizada resultante. Sin embargo, esto nos conduce a un sistema de ecuaciones no lineales que no puede ser resuelto de forma sencilla. En su lugar, podemos realizar la siguiente aproximación:

Según las Ec. 4.2 y 4.24, nuestro objetivo es encontrar los valores de los parámetros c_i y C que cumplen:

1. Cualquier asignación $\{R_1, \dots, R_N\}$ que satisface $\sum_i c_i R_i \leq C$ cae dentro de la región de capacidad.
2. La asignación por justicia proporcional satisface la igualdad

$$\sum_i c_i R_i = C \quad (4.25)$$

Consideremos la función $\sum_i c_i r_i$, donde $\{r_1, \dots, r_N\}$ son las fronteras de la región de capacidad, tal y como se calculó en la sección *Modelo de asignación de ancho de banda*. Con esta función procedemos de la siguiente manera para calcular los parámetros de la región de capacidad linealizada:

- a) Primero calculamos los parámetros c_i , imponiendo que $\sum_i c_i r_i$ se minimiza por el punto $\{r_1, \dots, r_n\}$ que corresponde a la asignación por justicia proporcional.
- b) A continuación, obtenemos el valor de C evaluando la función $\sum_i c_i r_i$ en ese punto.

Este procedimiento satisface los dos objetivos remarcados previamente. De hecho, el objetivo 2) se satisface mediante b) . Por otro lado, a) impone que todos los puntos en la frontera de la región de capacidad satisfacen que $\sum_i c_i r_i \geq C$. Esto implica que cualquier punto que cumpla que $\sum_i c_i R_i \leq C$ caerá dentro de la región de capacidad, y por tanto, el objetivo 1) también se alcanzará.

A partir de los cálculos y asunciones que se realizan en [30], se puede llegar al cálculo de las distintas c_i 's, lo que llevaría a obtener el resultado de C como:

$$C = \sum_i c_i r_i |_{w_i = C_i / C_1} \quad (4.26)$$

4.4. Enrutado y asignación de ancho de banda

El objetivo clave que se quiere alcanzar mediante el uso de la región de capacidad linealizada propuesta, es el de ayudar a diseñar algoritmos eficientes que optimicen el rendimiento de la red. De forma más específica, el modelo propuesto permite determinar fácilmente la posibilidad de que enlaces individuales acojan diferentes flujos, y por tanto, es muy útil para el diseño de algoritmos de optimización que se apoyan en dicha premisa.

En esta sección se presenta un algoritmo de enrutado para redes Mesh que se apoya en la región de capacidad linealizada propuesta, de forma que pueda proporcionar garantías de throughput. Es importante destacar que el algoritmo presentado aquí es únicamente un

ejemplo que muestra el potencial del concepto propuesto. De hecho, la región de capacidad linealizada puede ser utilizada para resolver otros problemas de optimización, como pueden ser la ingeniería de tráfico, el control de admisión o la planificación de redes.

El problema específico de optimización que se resuelve en esta sección se puede resumir de la siguiente manera:

- Dada una red Mesh compuesta por unos enlaces wireless con sus correspondientes regiones de capacidad linealizada,
- dado un set de puertas de enlace,
- dado unos flujos, con cada flujo i generado en el nodo N_i y con el requisito de throughput R_i ,
- queremos encontrar una ruta para cada flujo a cualquiera de las puertas de enlace de la red Mesh de tal forma que se cumpla el requisito de throughput para cada flujo y el número de flujos admitidos se maximice.

Asumimos que la red Mesh gestiona correctamente los recursos de radio, de tal forma que la transmisión de paquetes no falla por interferencias de los enlaces vecinos. Este supuesto se basa en las medidas realizadas en [34], que muestra que si la separación entre canales es lo suficientemente grande, los canales no interfieren entre sí. Además, el uso de técnicas de adaptación de la tasa mitiga aún más el impacto de las interferencias.

A partir de ahora consideraremos dos escenarios:

- En el escenario multipath, cada uno de los flujos puede ser dividido y distribuido por los diferentes caminos. Nótese que la actual estandarización en la que trabaja IETF en cuanto a Multipath TCP hace que este escenario sea aceptable.
- En el escenario single-path, cada flujo es tratado de forma atómica, entidad indivisible y por tanto enrutable por un único camino.

Empezaremos por el problema de enrutado multipath. Dicho problema puede ser tratado como un *Multi-Commodity Flow Problem* [35], que ha sido estudiado ampliamente en

la literatura, y que puede ser formulado como el problema de programación lineal (LP) siguiente.

Sea $r_{i,l}$ la tasa asignada al flujo i en el enlace l , donde aquí un *enlace* denote un par de nodos conectados directamente, contrario al concepto de *enlace wireless* utilizado en secciones previas para referir a los nodos que se pueden comunicar con otros mediante la compartición de una capacidad wireless común. Dicha diferencia se puede apreciar en la figura 4.1.

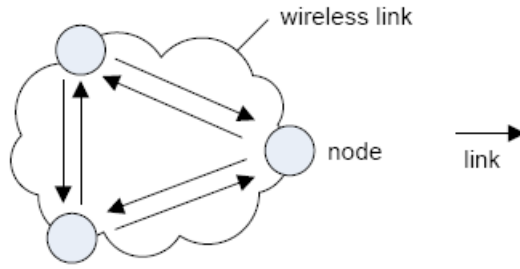


Figura 4.1: Enlace wireless con 3 nodos

Denotaremos como s_i a los enlaces que comienzan en el nodo fuente del flujo i . Además, diremos que N_{in} son los enlaces que terminan en el nodo N , y N_{out} son los enlaces que parten de este nodo. Por último, denotaremos por I a los nodos que no son ni fuentes ni puertas de enlace.

Siguiendo las definiciones realizadas anteriormente, nuestro objetivo es encontrar la asignación que satisface

$$\min \sum_{i,l} r_{i,l} \quad (4.27)$$

sujeto a

$$\sum_{l \in s_i} r_{i,l} = R_i, \forall i \quad (4.28)$$

$$\sum_{l \in N_{in}} r_{i,l} = \sum_{l \in N_{out}} r_{i,l}, \forall i, N \in I \quad (4.29)$$

$$\sum_{l \in L} c_l \sum_{i \in l} r_{i,l} \leq C_L, \forall L \quad (4.30)$$

La formulación previa se puede interpretar de la siguiente manera:

- La expresión de la Ec. 4.27 nos ayuda a encontrar, entre todas las soluciones que satisfacen los requisitos de throughput de todos los flujos, aquél que minimiza la suma de todas las tasas individuales. La razón detrás de esto es la de intentar minimizar, siempre y cuando se cumplan los requisitos de throughput, el número total de saltos de la totalidad de los flujos en la red.
- Además, la Ec. 4.28 impone que la suma de las tasas de un flujo que parte del nodo fuente de dicho flujo es igual al throughput garantizado para este flujo, lo que asegura que los requisitos para el throughput deseado se satisfacen. Nótese que, mientras que se impone el requisito de que todo el throughput de un flujo se origina en su fuente, no existe ninguna restricción en cuanto al destino de éste. La razón es que el flujo no tiene un destino específico, sino que queremos enviarlo a cualquier puerta de enlace de la red.
- La Ec. 4.29, impone adicionalmente las limitaciones de la conservación de los flujos, garantizando que la suma de las tasas entrantes a todos los nodos será igual a las suma de las tasas salientes de los mismos. Nótese que esta ecuación aplica a todos los nodos excepto los que son puertas de enlace y los que son fuentes.
- Finalmente, la Ec. 4.30 impone las restricciones relativas a la capacidad para cada enlace wireless L que se especificaban en el modelo de capacidad linealizada. Esta ecuación impone que la suma de las tasas para cada enlace, tenidas en cuenta en cuanto a su coste, no puede exceder la capacidad del enlace wireless C_L .

El problema de programación lineal (LP) se puede resolver usando técnicas estándar. Como resultado de esto, obtenemos una estrategia de enrutado que admite todos los flujos posibles mientras se cumplan los requisitos de throughput deseados, lo que resuelve el problema de enrutado multi-path.

El problema de enrutado para single-path es similar al explicado a lo largo de la sección *Algoritmo de enrutado básico* del capítulo anterior, obteniendo como resultado una aproximación a la estrategia de enrutado óptima que proporcionará las garantías de throughput deseadas.

Validación mediante simulaciones del modelado lineal DCF y EDCA

A lo largo de esta sección se validará mediante simulación con la herramienta MATLAB el concepto de región de capacidad linealizada, común a los dos modelos presentados anteriormente, para posteriormente validar el algoritmo Energy and Throughput-aware Routing (ETR) presentado en el capítulo 3, así como las prestaciones del modelado lineal EDCA en escenarios con distintas tecnologías, tal y como se planteó en el capítulo 4.

5.1. Validación del modelo lineal

A la hora de validar el modelo de región de capacidad linealizada presentado en los dos capítulos previos, se ha utilizado MATLAB como herramienta de simulación. El escenario simulado consiste en N flujos compartiendo el mismo enlace WLAN, donde cada flujo i envía un throughput r_i de la siguiente manera:

$$\frac{w_{i+1}}{w_i} = \frac{\alpha}{1 - \alpha} \quad (5.1)$$

donde α es un parámetro que se utiliza para establecer distintas distribuciones de throughput ($\alpha = 0,5$ equivale a una distribución equitativa de los throughputs).

Así, en las simulaciones se han considerado tres casos diferentes basados en las tasas de modulación utilizadas:

- Escenario "tasa única" donde los nodos tienen tasas de modulación de 11 Mbps. También se realiza para tasas de modulación de 1 Mbps.
- Escenario "dos tasas" donde la mitad de los nodos tienen tasas de 11 Mbps y la otra mitad tienen tasas de 5.5 Mbps.
- Escenario "tasas múltiples", donde una cuarta parte de los nodos tienen tasas de 11 Mbps, 5.5 Mbps, 2 Mbps y 1 Mbps, respectivamente.

5.1.1. Región de capacidad linealizada. Dos nodos

A continuación validamos la precisión de la región de capacidad linealizada. En este caso, consideramos un escenario compuesto por una WLAN donde dos nodos comparten el mismo enlace. En el primer escenario, los dos nodos envían a una tasa de modulación de 11 Mbps (Fig. 5.1 a)). En el segundo escenario, los dos nodos envían a una tasa de modulación de 1 Mbps (Fig. 5.1 b)). Por último, en el tercer escenario, uno de los nodos envía a 11 Mbps y el otro a 5.5 Mbps (tasas heterogéneas) (Fig. 5.1 c)).

Para cada uno de los escenarios, se ha evaluado lo siguiente:

- La región de capacidad real dado por el modelo de throughput exacto, representada por una línea continua.
- La región de capacidad aproximada, representada por puntos cuadrados. Esta región es una aproximación al caso peor, lo que nos lleva a una región de capacidad menor que la real.
- La región de capacidad linealizada, representada por una línea discontinua, calculada según lo explicado en los capítulos 3 y 4, obtenida mediante la tangente a la región de capacidad aproximada.

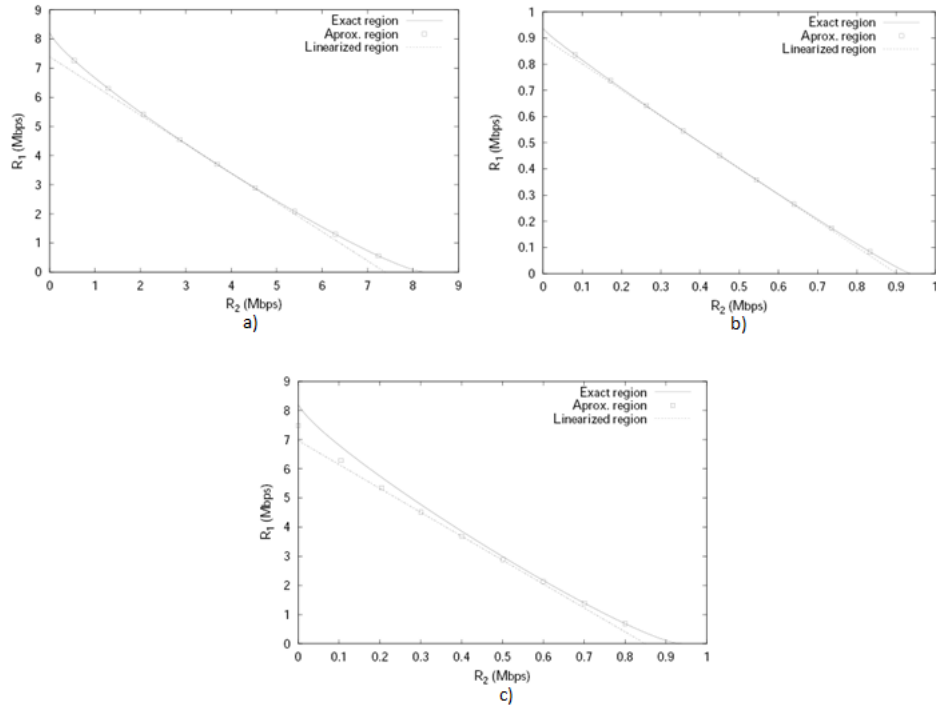


Figura 5.1: Dos nodos. a - Tasas homogéneas, 11 Mbps. b - Tasas homogéneas, 1 Mbps. c - Tasas heterogéneas, 11 Mbps y 5.5 Mbps

Como resultado, se puede observar que la región de capacidad real y aproximada coinciden cuando se trata de tasas homogéneas, mientras que difieren en poco en el caso de tasas heterogéneas. Esto nos da una idea de la buena precisión que atesora nuestro modelo.

Por otra parte, la región de capacidad linealizada cubre la mayor parte del área de la región de capacidad real, lo que implica que la linealización de la región de capacidad no provoca un excesivo gasto de recursos. Se comprueba que la mayor desviación entre ambas, localizada en los ejes, no supera el 10 %.

5.1.2. Región de capacidad linealizada. Múltiples nodos

Con la intención de evaluar el impacto que tiene el número de nodos de una red en el comportamiento de la región de capacidad linealizada, utilizaremos nuevamente el código desarrollado en MATLAB para crear los siguientes escenarios.

En el primero, consideraremos un número de nodos N enviando a la misma tasa de modulación ("tasa única") de 11 Mbps. En el segundo, la mitad de los nodos N enviarán a 11 Mbps y la otra mitad a 5.5 Mbps ("dos tasas"). En el tercero, la cuarta parte de los nodos N enviarán a una tasa de 11 Mbps, 5.5 Mbps, 2 Mbps y 1 Mbps, respectivamente.

Para cada uno de estos escenarios, consideraremos un patrón de tráfico como el descrito en la Ec. 5.1, donde la distribución de tráfico depende de la variable α . Para cada valor de α y cada número de nodos, dibujamos la capacidad total permitida según la región de capacidad exacta y le linealizada.

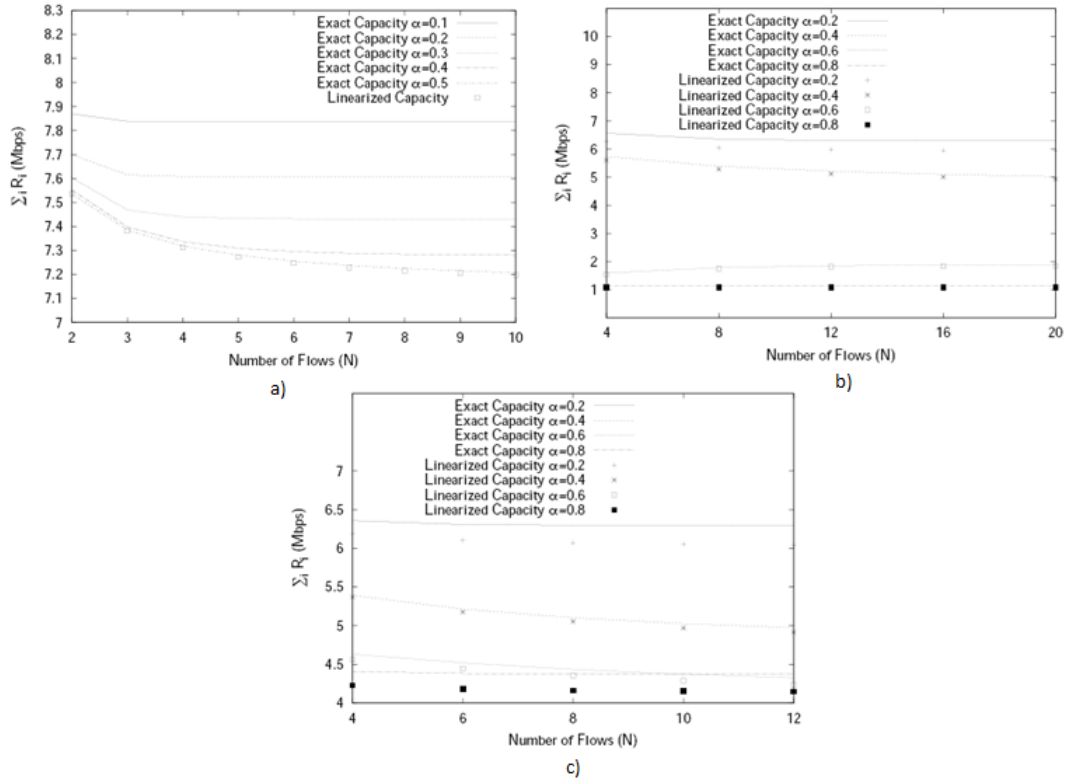


Figura 5.2: Múltiples nodos. a - Tasa única. b - Múltiples tasas. c - Dos tasas

En la Fig. 5.2 se pueden observar los resultados obtenidos de las distintas simulaciones (a), para tasa única, b) para múltiples tasas y c) para dos tasas). Así, se puede extraer que el número de nodos no tienen demasiado impacto en la región de capacidad linealizada. De hecho, para los escenarios de dos tasas y múltiples tasas, la diferencia entre la capacidad exacta y linealizada apenas cambia con el número de nodos. De esta manera,

las conclusiones extraídas para el caso de dos nodos se pueden extrapolar para un número superior de nodos.

5.1.3. Validación del algoritmo ETR

Una vez validado el modelo lineal, nos ocupamos de obtener las prestaciones del algoritmo ETR propuesto. Para ello, comenzaremos evaluando las prestaciones de throughput en función de la cantidad de tráfico que puede ser aceptado en la red, comparándolas con las que proporcionan los algoritmos de enrutado tradicionales de las WMNs.

Después, se evaluarán las prestaciones en términos de energía en función del número de nodos que se pueden apagar sin afectar al funcionamiento de la red, bajo diferentes cargas de tráfico.

Es importante comentar que para que dicha evaluación sea independiente de la topología de red utilizada, se han generado distintas topologías y se ha tomado el valor medio de los resultados para cada una de estas topologías simuladas. Además, se ha utilizado una política de asignación de canales Common Channel Set (CCS)[36].

Prestaciones de throughput

Evaluaremos el enrutado variando el número de nodos gateway (10 y 25) y variando la densidad de nodos fuente (25 % y 50 % de los nodos). Los resultados obtenidos se refieren a la cantidad máxima de tráfico que puede ser admitido en la red cuando se proporciona a todos los nodos el mismo throughput.

Para poder valorar las mejoras resultantes del uso del esquema propuesto (ETR), compararemos los resultados con las aproximaciones de enrutado para redes multisalto, como son Expected Transmission Count (ETX), Expected Transmission Time (ETT) y Shortest Path (ShP). Evidentemente, cada una de estas aproximaciones también fueron implementadas en MATLAB y sometidas a las mismas pruebas.

En la Fig. 5.3, se observan los resultados para el caso de a) 10 nodos gateway, y b) 25 nodos gateway.

Así, se puede observar cómo, con independencia de la densidad de nodos gateway y

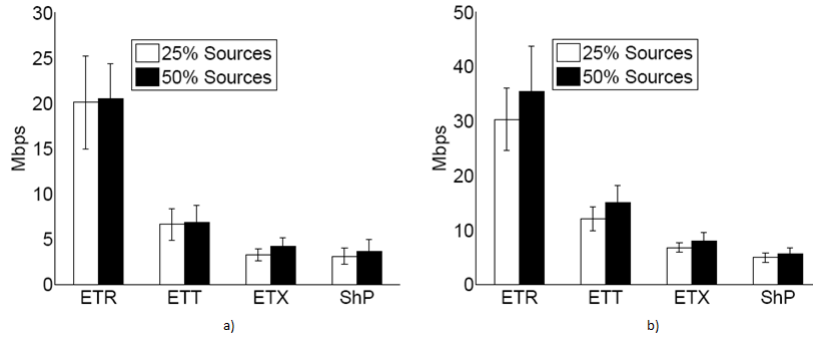


Figura 5.3: Prestaciones de enrutado. a - 10 nodos gateway. b - 25 nodos gateway

fuelle, ETR mejora las prestaciones del resto de aproximaciones, permitiendo admitir más del doble de throughput que los demás.

Esto se debe a que las tres aproximaciones son métricas aditivas, y como resultado, escogen caminos con menos enlaces, aunque congestionados, que caminos con más enlaces y menos congestionados, lo que impacta directamente sobre las prestaciones de throughput. Además, ETT y ETX, no tienen en cuenta que los flujos que pertenecen al mismo enlace wireless comparten el mismo recurso, mientras que nuestra aproximación considera que asignar throughput a un flujo impacta al resto en el enlace.

Así, se concluye que nuestro método optimiza las prestaciones de throughput, haciendo un uso eficiente de la región de capacidad linealizada.

Prestaciones de energía

A continuación se evalúa el algoritmo ETR propuesto en términos de consumo de energía. De la misma forma que se hizo en el apartado anterior, se compararán los resultados obtenidos para cada aproximación teniendo en cuenta el número de nodos que se pueden apagar sin influir en las prestaciones de la red, cuando el número de nodos fuente y de nodos gateway es 10.

En la Fig. 5.4 se muestra el número de nodos que pueden ser apagados en función de la carga de tráfico que puede ser servida por cada una de las aproximaciones (a) ETR vs ETT, b) ETR vs ETX, c) ETR vs ShP).

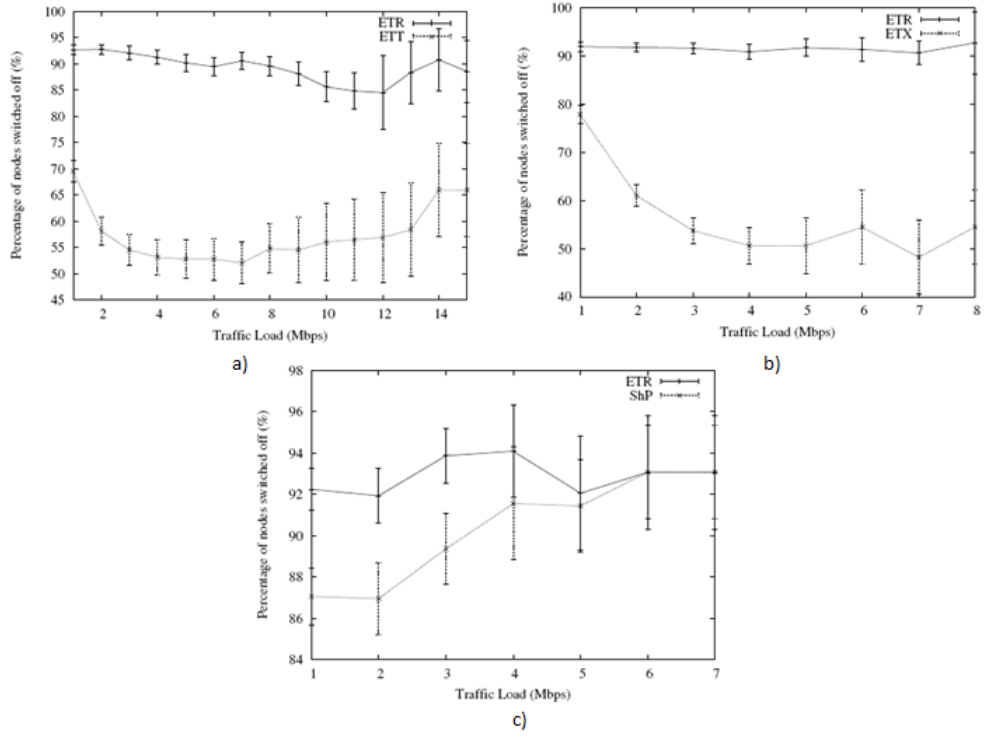


Figura 5.4: Ahorro de energía. a - ETR vs ETT. b - ETR vs ETX, c - ETR vs ShP

Observando los resultados, podemos concluir que ETR mejora las prestaciones de energía de las otras tres aproximaciones, ya que permite apagar un mayor número de nodos. Comparando ETR con ETX y ETT, se observa que el ahorro energético es muy superior (ETR sólo necesita usar el 10 % de los nodos mientras que ETX y ETT utilizan el 40 %). Sin embargo, comparando los resultados con ShP, la mejoría no es tan superior, debido a que ShP utiliza un número pequeño de nodos, concluyendo que no hay una notable mejoría en las prestaciones en términos de energía (aunque sí, como ya se comprobó en el estudio anterior, en términos de throughput).

5.1.4. Validación en redes heterogéneas

Evaluaremos mediante simulaciones las prestaciones del algoritmo de enrutado del capítulo 4 en una red wireless heterogénea basada en tecnologías WLAN y WiMAX. Para ello, se calculó aparte la región de capacidad linealizada para la tecnología WiMAX con

los parámetros de la la Tabla 5.1.

Modo de permutación	PUSC
Duración de trama	5 ms
Tamaño de FFT	512
Modulación	64QAM
Código FEC	3/4

Tabla 5.1: Parámetros WiMAX

El escenario que se ha simulado es el mismo que el utilizado en la sección 5.1.3, es decir, con el 50 % de los nodos actuando como fuente y 10 gateways. A este escenario le añadimos un número variable de nodos WiMAX (5, 10 y 20 nodos, respectivamente) así como otro nodo WiMAX que actúa como estación base.

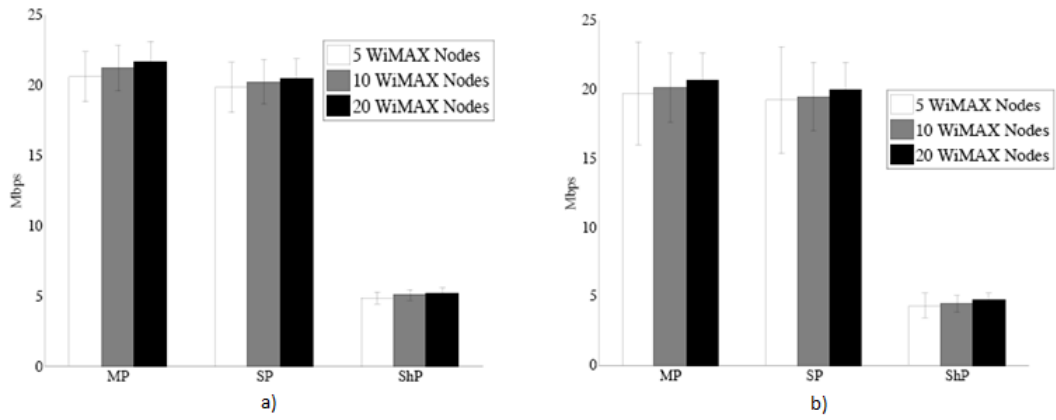


Figura 5.5: Enrutado en red heterogénea. a - Estación base como gateway. b - Estación base no como gateway

Como las aproximaciones ETT y ETX sólo trabajan en redes WLAN, sólo podremos comparar las prestaciones de nuestro algoritmo con ShP. En la Fig. 5.5 se observa la cantidad de tráfico que soportan nuestras dos aproximaciones del algoritmo (Single-path (SP) y Multi-path (MP)) cuando la estación base WiMAX actúa como gateway (a)) y cuando no (b)). Como se puede ver, nuestras dos aproximaciones mejoran considerablemente las prestaciones que ofrece ShP, lo que confirma la efectividad de la aproximación para redes heterogéneas.

Validación experimental del modelado lineal EDCA

A continuación se realiza la validación del modelo lineal EDCA. Debido a la posible configuración de las Contention Window en los routers, podemos realizar las pruebas de una manera acorde con lo explicado en el capítulo 4.

Debido a que el modelado lineal EDCA y DCF se basa en premisas muy similares, se han realizado las pruebas experimentales sobre el primero de éstos debido a la facilidad que proporcionan los routers para variar el tamaño de la Contention Window, de forma que podemos obtener resultados empíricos válidos para dicho modelado lineal de manera más sencilla y cómoda. Así, además de la validación mediante simulaciones realizada en 5, que nos permite ser muy exhaustivos, realizar una validación experimental nos proporciona la posibilidad de evaluar el funcionamiento del modelado en el mundo real y confirmar los resultados obtenidos en 5.

Se crea un escenario con dos routers Linksys WRT54GL compartiendo un enlace wireless. Mediante la utilización de distintas herramientas que se comentarán más adelante, se extraen los datos relativos a los throughputs de cada uno de los nodos conforme cambiamos el tamaño de la Contention Window. Finalmente, se comparan estos datos con el modelo de *región de capacidad linealizada*.

6.1. Escenarios

El escenario sobre el que se ha realizado el estudio consta de un enlace WLAN entre dos routers Linksys WRT54GL, cada uno de ellos comunicado por cable con dos ordenadores con sistema operativo Linux, tal y como se puede observar en la Fig. 6.1.



Figura 6.1: Escenario propuesto

Mediante la utilización de la herramienta Iperf que proporciona Linux, se puede observar el ancho de banda que tiene cada uno de los nodos. Iperf es una aplicación cliente-servidor para medidas de ancho de banda, por lo que se ejecutará un servidor en cada uno de los ordenadores, de forma que, cuando se ejecuten simultáneamente los clientes de cada ordenador, el enlace wireless soportará paquetes en ambos sentidos de la comunicación. Tal y como se ha definido la experimentación, cada uno de los clientes Iperf se encargará de enviar datagramas UDP con un ancho de banda determinado. Es importante destacar que este ancho de banda debe ser superior a la tasa de envío de los routers, de forma que siempre haya paquetes a la espera de ser enviados en la cola.

La utilización de Iperf, obligó a que la configuración de los routers se haya realizado en modo Access Point y Client, ya que los resultados proporcionados por la herramienta no eran los adecuados cuando los routers trabajaban en modo Ad-Hoc.

Mediante el uso de la herramienta wl, disponible en el sistema operativo de cada uno de los routers, hemos podido manejar la configuración del enlace wireless. Así, para la

Tasa Router 1	Tasa Router 2	BW Iperf Router 1	BW Iperf Router 2
1 Mbps	1 Mbps	8 Mbps	8 Mps
11 Mbps	11 Mbps	20 Mbps	20 Mps
11 Mbps	5.5 Mbps	20 Mbps	15 Mbps

Tabla 6.1: Configuración de las pruebas

comunicación se ha utilizado el canal 5 (2,432 GHz), y se han establecido las distintas tasas de bit de cada uno de los routers para cada una de las tres pruebas realizadas: Dos con tasas homogéneas (1 Mbps vs. 1 Mbps y 11 Mbps vs. 11 Mbps) y una con tasas heterogéneas (11 Mbps vs. 5.5 Mbps).

Como ya se comentó en las secciones previas, una de las variables importantes a la hora de realizar las pruebas es la Contention Window de cada uno de los routers. Para realizar dichas pruebas, se fijará la CW_{min} al valor más bajo permitido de uno de los routers y se irá cambiando sucesivamente el valor de la CW_{min} del otro router desde su valor mínimo permitido, hasta el máximo. A continuación, análogamente, se fijará la CW_{min} del segundo y se variará la CW_{min} del primero. Así, obtendremos los datos de ancho de banda para cada uno de los routers, para las distintas combinaciones de Contention Window.

A continuación se recogen los valores más importantes que resumen la configuración de los routers para la realización de las pruebas (Tabla 6.1).

6.2. Medidas experimentales

A continuación se muestran las medidas experimentales de las regiones de capacidad obtenidas para los distintos escenarios.

Para realizar estas medidas, tal y como se explicó anteriormente, se fijaron primero las tasas de modulación de cada uno de los routers. A continuación se fijaron las CW_{min} para cada nodo, y se ejecutó la herramienta Iperf para obtener el ancho de banda que utilizaba cada router. Para añadir robustez a las pruebas, para cada pareja de CW_{min} se

realizó el proceso cinco veces, con ejecuciones de 50 segundos cada una, de manera que Iperf tuviese tiempo de llegar a estabilizarse. Así, para cada pareja de CW_{min} se generan 5 puntos en las siguientes gráficas (en azul), donde también se puede ver la media de cada nube de 5 puntos (en rojo).

Por último, tras estudiar el comportamiento del proceso, se decidió tomar como valores para las CW_{min} de 15, 20, 25, 30, 35, 55, 80, 105, 150, 200 y 254, donde 15 y 254 son los valores mínimos y máximos permitidos. Como se puede observar, se realizaron más medidas para valores cercanos al mínimo, que es donde se observó que había mayor variabilidad en los datos.

A continuación se presentan los resultados para las pruebas con tasas de modulación homogéneas: 1 Mbps vs. 1 Mbps en Fig. 6.2 y 11 Mbps vs. 11 Mbps en Fig. 6.3. También se incluyen los resultados para la prueba con tasas de modulación heterogéneas: 11 Mbps vs. 5.5 Mbps en Fig. 6.4.

Como se puede observar, en las tres figuras se ha dibujado el polinomio de segundo grado que ajusta las medias de cada nube de medidas por mínimos cuadrados (línea gruesa de color negro), y que representa la región de capacidad experimental. Asimismo, se ha dibujado (línea discontinua de color negro) la región de capacidad linealizada calculada en el capítulo anterior (Cap. 4, Modelado lineal EDCA aplicado a la optimización de la capacidad de la red).

Como se aprecia en los resultados, la región de capacidad linealizada cubre la mayoría del área de la región de capacidad obtenida de forma experimental (sólo existe una diferencia reseñable cerca de los ejes), lo que significa que linealizando la región de capacidad no se malgastan recursos significativamente, de forma que se cumplen las premisas analizadas a lo largo del documento, y se demuestra la precisión de nuestra aproximación.

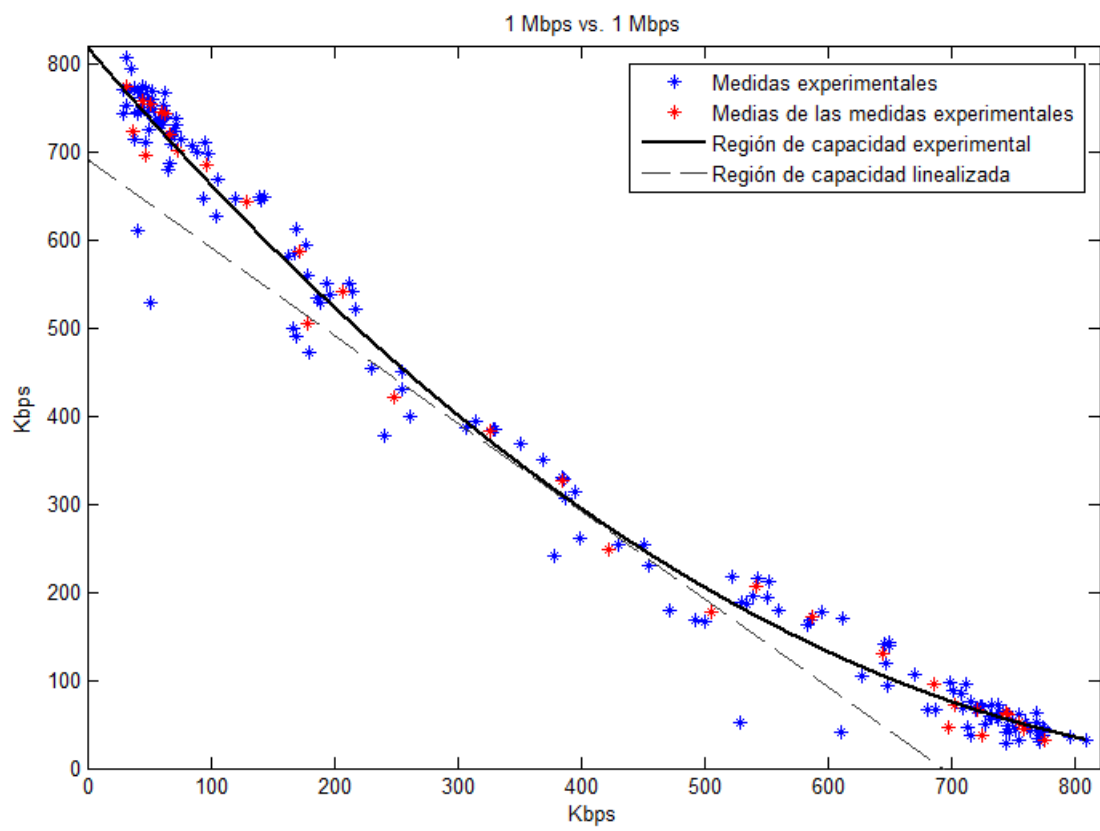


Figura 6.2: Tasas homogéneas, 1 Mbps

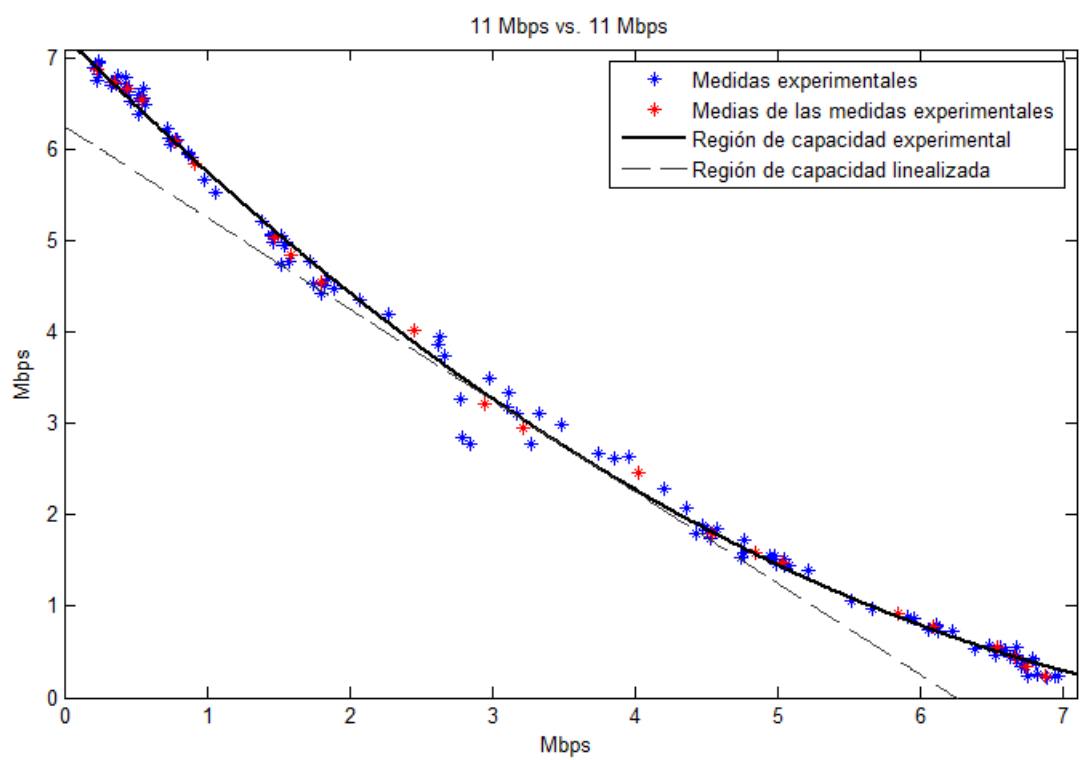


Figura 6.3: Tasas homogéneas, 11 Mbps

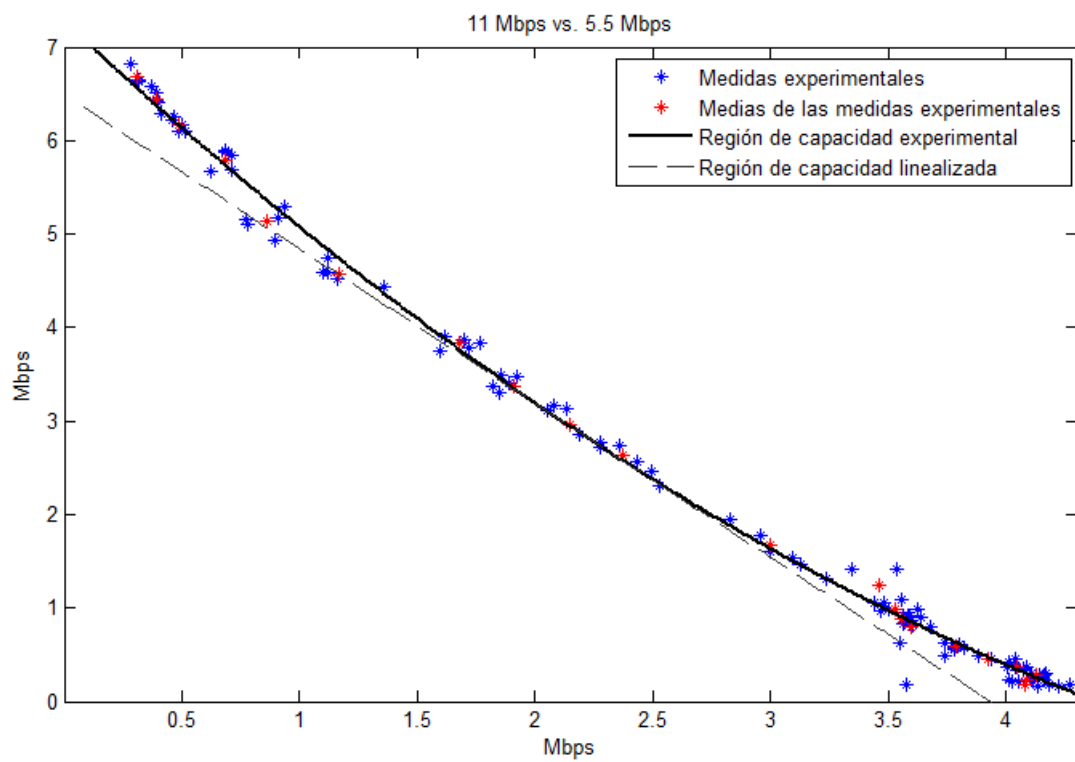


Figura 6.4: Tasas heterogéneas, 11 Mbps vs 5.5 Mbps

Conclusiones

En la primera parte del proyecto, se ha propuesto un algoritmo de enrutado para Wireless Mesh Networks. Este algoritmo ha sido concebido para redes Mesh dirigidas por operadores ya que

- se sustenta sobre redes cuidadosamente planificadas, con una asignación de canales apropiada que evita la influencia de interferencias,
- está basado en un algoritmo centralizado que se ejecuta desde un punto central y que es responsable de todo el enrutado de la red,
- y ha sido diseñado cuidadosamente para satisfacer las demandas de garantía de servicio y consumo de energía de las operadoras.

El algoritmo de enrutado propuesto se apoya en el concepto de *región de capacidad linealizada*. Ésta es una representación lineal de la región de capacidad de un enlace, que cubre prácticamente toda esta región, y que permite, por tanto, que casi todas las asignaciones de throughput en el grupo de enlace sean factibles. Su linealidad, que reside en las restricciones lineales impuestas, es la característica clave que permite diseñar eficientes algoritmos de optimización. En este documento, se ha presentado un análisis de la región de capacidad de 802.11 para, posteriormente, obtener su correspondiente región de capacidad linealizada.

Uno de los objetivos más importantes del algoritmo de enrutado es el de proporcionar garantía de throughput a los usuarios. Esto se consigue teniendo en cuenta que el número de flujos admitido en un grupo de enlaces no exceda los recursos delimitados por la región de capacidad linealizada. El algoritmo de enrutado se ha formulado como un problema Integer Programming, resuelto mediante técnicas relaxation estándar, alcanzando un nivel de complejidad razonablemente bajo.

Otro de los objetivos importantes del algoritmo es que consigue minimizar el consumo total de energía por parte de la red. Basándonos en modelos existentes sobre el consumo de energía de un nodo, donde se muestra que la energía consumida por un nodo activo es aproximadamente constante independientemente de si está transmitiendo o no, nuestro algoritmo permite apagar el mayor número posible de nodos.

En la segunda parte del documento, se ha propuesto una aproximación para la asignación de throughput en WMN heterogéneas compuestas por distintas tecnologías. La motivación ha sido el creciente interés por parte de los operadores en el uso de estas redes para proporcionar garantías de servicio a sus clientes.

Una característica clave de nuestra aproximación es que es independiente de la tecnología utilizada, algo esencial para redes heterogéneas. De hecho, se comenta cómo soluciones previas de enrutado (ETX o ETT) se basan en parámetros específicos de una determinada tecnología, de forma que no pueden ser extendidos para WMN heterogéneas.

De la misma manera que en la primera parte del documento, nos basamos en el concepto de región de capacidad linealizada, así como en todas sus cálculos y ventajas. Sin embargo, mientras este concepto es fácilmente aplicable a tecnologías centralizadas, aumenta considerablemente la dificultad para tecnologías distribuidas. En este documento hemos trasladado este concepto a una tecnología distribuida (WLAN), primero proponiendo un algoritmo que configura WLAN para optimizar el comportamiento del throughput, y segundo linealizando la región de capacidad resultante de esta configuración.

Las aproximaciones propuestas en este proyecto han sido evaluadas mediante la experimentación con un enlace WLAN real, cuyos resultados más relevantes son:

1. La región de capacidad linealizada propuesta cubre la mayor parte de la región de

capacidad real de una WLAN independientemente de las tasas de modulación.

2. La diferencia entre la región de capacidad linealizada y la real en los puntos donde opera el enrutado es muy pequeña, validando así la eficiencia de la región de capacidad linealizada.

Trabajo futuro

Como se ha podido ver, el alcance de las pruebas realizadas, incluye el experimento con dos únicos flujos. Así, para completar el estudio, podría ser interesante analizar el impacto del número de flujos en la región de capacidad linealizada de forma experimental. El posible escenario experimental, podría incluir el estudio para flujos con tasas de modulación homogéneas, flujos con dos posibles tasas de modulación, o flujos con distintas tasas de modulación distintas entre sí.

Estos tres escenarios ya han sido especificados en el capítulo 5, donde se realizan las pruebas mediante un simulador desarrollado en MATLAB. Este simulador permite simular escenarios formados por N flujos compartiendo el mismo enlace WLAN, donde cada flujo i envía un throughput proporcional a su peso w_i .

Así, los resultados que se obtienen mediante las simulaciones reflejan que el número de flujos tiene un impacto reducido en la región de capacidad linealizada. De hecho, se extrae que en los dos últimos escenarios (con tasas de modulación heterogéneas) se aprecia que la diferencia entre la capacidad linealizada y exacta apenas cambia para distinto número de flujos. La realización de pruebas experimentales en una red real (y con interferencias), nos ayudaría a corroborar estos resultados con el modelo propuesto.

Además, durante las pruebas experimentales realizadas, se ha utilizado un enlace WLAN. Sin embargo, podría ser interesante desplegar una red heterogénea, formada por enlaces WLAN y WiMax, con distintas tipologías y distinto número de nodos, y anali-

zar los resultados obtenidos de forma experimental. Con todo esto, se podría comprobar el rendimiento de los esquemas single-path y multi-path propuestos en comparación con otras aproximaciones de enrutamiento para redes Mesh, como puede ser Shortest Path (ShP).

Con esto, podríamos, de forma experimental, comprobar los resultados obtenidos mediante simulación, donde se analizan las mejoras que se alcanzan con nuestros esquemas single-path y multi-path frente a estas métricas.

Apéndice A

Apéndice: Planificación y presupuesto

A.1. Planificación del proyecto

A continuación se muestra un diagrama de Gantt donde se aprecia la planificación temporal del proyecto (Fig. A.1).

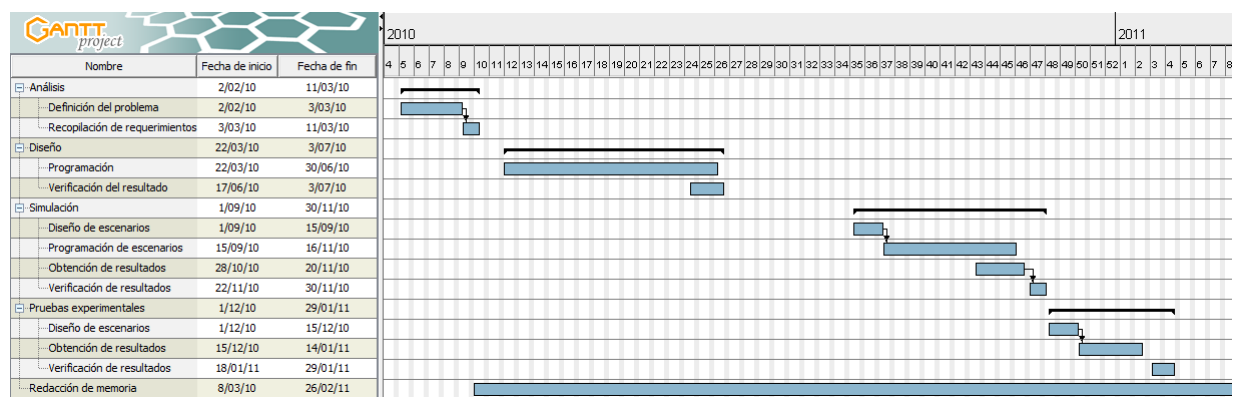


Figura A.1: Diagrama de Gantt de la planificación

A.2. Presupuesto del proyecto

Este apéndice está dedicado a la elaboración del presupuesto asociado a la realización del presente proyecto. Para hacer la estimación de este importe económico se tiene en cuenta tanto el coste de los medios materiales como el coste de los recursos humanos

empleados para su realización.

A.2.1. Coste de los medios materiales

En la Tabla A.1 se hace un desglose del coste unitario del material utilizado para realizar el proyecto. Al total del coste de material utilizado hay que añadir el coste del emplazamiento de trabajo donde se ha llevado a cabo la realización del proyecto. El lugar de trabajo está debidamente acondicionado mediante alumbrado, calefacción, aire acondicionado, servicio de limpieza, mesas, sillas, tomas de corriente, y red de datos de banda ancha. Su coste en alquiler se estima en 750 euros por mes. Se ha estimado una duración de trabajo del proyecto en 10 meses, por lo que el coste en concepto de alquiler de emplazamiento puede estimarse en 7.500 euros.

Concepto	Coste unitario (euros)
Ordenador personal	1.200
Licencia MATLAB	2.400
2 Routers Linksys WRT54GL	120
Impresora + Tóner + Papel	170
Gastos de oficina	130
Encuadernación de los tomos	180
Total material	4.200

Tabla A.1: Coste unitario del material utilizado en la realización del proyecto.

Sumando el coste total del material más el alquiler del lugar de trabajo se obtiene que: el coste total de medios materiales es de 11.700 euros.

A.2.2. Coste del personal

Según el Colegio Oficial de Ingenieros de Telecomunicación (COIT), el sueldo medio de un Ingeniero de Telecomunicación es de 30.000 euros brutos anuales. Sin embargo, en este caso como referencia podemos escoger un sueldo inicial para un trabajador en fase de realización del proyecto de fin de carrera o recién titulado, que se establece en 18.000 euros brutos anuales (incluido beneficios sociales). En dichas condiciones, el salario ronda los 1.500 euros brutos al mes, valor que se tomará como referencia. Por lo tanto, el coste del proyecto por coste de personal asciende a un total de 15.000 euros.

A.2.3. Coste de la dirección

Para la realización este proyecto de ingeniería, han participado una persona junto con su director de proyecto y su tutor, que han realizado una labor de apoyo y consultoría.

El salario del director del proyecto y del tutor se estima, de forma general, como un 7% de la suma del coste de material más el coste de la mano de obra hasta un límite de 30.000 euros anuales. Por tanto el coste de la dirección del proyecto a lo largo de la elaboración de este estudio es de 3.738,2 euros.

A.2.4. Coste total del proyecto

El importe económico final del proyecto se calcula como la suma del coste de los medios materiales más el coste del personal y dirección del proyecto. Realizando este cálculo se obtiene que el coste total del proyecto asciende a 30.438,2 euros.

Leganés a 9 de Marzo de 2011

El ingeniero proyectista

Fdo. Carlos O. Gonzalo Sanz

Apéndice: Acrónimos

AIFS: Arbitrary Interframe Spacing

AP: Access Point

BSS: Basic Service Set

CARMEN: CARrier grade MESH Networks

CSMA/CA: Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance

CSMA/CD: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection

CTS: Clear to Send

CW: Contention Window

DCF: Distributed Coordination Function

DIFS: Distributed Inter Frame Space

DS: Distribution System

DSSS: Espectro Disperso de Secuencia Directa

EDCA: Enhanced Distributed Channel Access

EDCF: Enhanced DCF

EIFS: Extended IFS

ERP: Extended Rate Physical

ESS: Extended Service Set

ETR: Energy and Throughput-aware Routing

ETT: Expected Transmission Time

ETX: Expected Transmission Count

FHSS: Espectro Disperso con Salto de Frecuencia

HCCA: Hybrid Controlled Channel Access

HCF: Hybrid Coordination Function

HR-DSSS: Espectro Disperso de Secuencia Directa de Alta Velocidad

HWMP: Hybrid Wireless Mesh Protocol

IFS: Inter Frame Spaces

IP: Integer Programming

IR: InfraRed

ISP: Internet Service Provider

LAN: Local Area Network

LLC: Link Logic Control

LP: Linear Programming

MAC: Media Access Control

MC: Mesh Clients

MP: Multi-Path

MR: Mesh Routers

NAV: Network Allocation Vector

OFDM: Multiplexación por División de Frecuencias Ortogonales

PAN: Personal Area Network

PCF: Point Coordination Function

PHY: Componente Físico

PIFS: Point Coordination IFS

QoS: Quality of Service

RTS: Request To Send

ShP: Shortest Path

SIFS: Sort Inter Frame Space

SP: Single-Path

TxOP: Transmit Opportunity

WAP: Wi-Fi Protected Access

WEP: Wire Equivalent Privacy

WLAN: Wireless Local Area Network

WMN: Wireless Mesh Network

Bibliografía

- [1] Matthew S. Gast. *802.11 Wireless Networks: The Definitive Guide* O'Reilly, USA, 2005.
- [2] *IEEE Standard for Information Technology-Telecommunications and Information Exchange Between Systems-Local and Metropolitan Area Networks-Specific Requirements - Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, IEEE Std P802.11-2007, pp. -, 2007.
- [3] Juki Wirawan Tantra, Chuan Heng Foh, Adel Ben Mnaouer. *Throughput and Delay Analysis of the IEEE 802.11e EDCA Saturation*, Centre of Multimedia and Network Technology, School of Computer Engineering, Nanyang Technological University, Singapore.
- [4] Akyildiz, Xudong Wang. *A survey on wireless mesh networks*, in Communications Magazine, IEEE Volume 43, Issue 9, pp. S23-S30, September 2005.
- [5] Sahil Seth, Anil Gankotiya. *A Comparative Study between Wireless Local Area Networks and Wireless Mesh Networks*, Department of CSE, PEC University of Technology, Chandigarh, India.
- [6] P. Gupta, P. Kumar. *The capacity of wireless networks*, IEEE Transactions on information theory, vol. 46, no. 2, pp. 388-404, 2000.

- [7] A. Jovicic, P. Viswanath, S. Kulkarni. *Upper bounds to transport capacity of wireless networks*, IEEE Transactions on Information Theory, vol. 50, no. 11, pp. 2555-2565, 2004
- [8] S. Ahmad, A. Jovicic, P. Viswanath. *On outer bounds to the capacity region of wireless networks*, IEEE/ACM Transactions on Networking (TON), vol. 14, pp. 2770-2776, 2006.
- [9] A. Zemlianov, G. de Veciana. *Capacity of ad hoc wireless networks with infrastructure support*, IEEE Journal on selected areas in Communications, vol. 23, no. 3, pp. 657-667, 2005.
- [10] P. Zhou, X. Wang, R. Rao. *Asymptotic Capacity of Infrastructure Wireless Mesh Networks*, Mobile Computing, IEEE Transactions on, vol. 7, no. 8, pp. 1011-1024, Aug. 2008.
- [11] C. Koksai, H. Balakrishnan. *Quality-aware routing metrics for timevarying wireless mesh networks*, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 24, no. 11, p. 1984, 2006.
- [12] R. Draves, J. Padhye, B. Zill. *Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks*, in Proceedings of the 10th annual international conference on Mobile computing and networking. ACM New York, NY, USA, 2004, pp. 114-128.
- [13] D. Couto, D. Aguayo, J. Bicket, R. Morris. *A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing*, Wireless Networks, vol. 11, no. 4, pp. 419-434, 2005
- [14] D. Passos, D. Teixeira, D. Muchaluat-Saade, L. Magalhaes, C. Albuquerque. *Mesh network performance measurements*, in International Information and Telecommunications Technologies Symposium (I2TS), 2006.
- [15] A. Furuskar, J. Zander. *Multiservice allocation for multiaccess wireless systems*, IEEE Transactions on Wireless Communications, vol. 4, no. 1, pp. 174-184, 2005.

- [16] X. Masip-Bruin, M. Yannuzzi, R. Serral-Gracia, J. Domingo-Pascual, J. Enriquez-Gabeiras, M. Callejo, M. Diaz, F. Racaru, G. Stea, E. Mingozi et al., *The EuQoS system: a solution for QoS routing in heterogeneous networks*, IEEE Communications Magazine, vol. 45, no. 2, p. 96, 2007.
- [17] K. Yang, Y. Wu, H. Chen. *QoS-aware routing in emerging heterogeneous wireless networks*, IEEE Communications Magazine, vol. 45, no. 2, p. 74, 2007.
- [18] C. Huang, H. Lee, Y. Tseng. *A two-tier heterogeneous mobile Ad Hoc network architecture and its load-balance routing problem*, Mobile networks and applications, vol. 9, no. 4, pp. 379-391, 2004.
- [19] V. Ramamurthi, A. Reaz, B. Mukherjee. *Optimal Capacity Allocation in Wireless Mesh Networks*, in Global Telecommunications Conference, 2008. IEEE GLOBECOM 2008. IEEE, 30 2008-Dec. 4 2008, pp. 1-5.
- [20] F. Kuipers, P. Van Mieghem, T. Korkmaz, M. Krunz. *An overview of constraint-based path selection algorithms for QoS routing*, IEEE Communications Magazine, vol. 40, no. 12, pp. 50-55, 2002.
- [21] Antonio de la Oliva, Albert Banchs, Pablo Serrano. *Throughput and energ-aware routing for 802.11 based Mesh Networks*, Departamento de Ingeniería Telemática, Universidad Carlos III de Madrid, España, 2010.
- [22] A. Raniwala, K. Gopalan, T.-c. Chiueh. *Centralized channel assignment and routing algorithms for multi-channel wireless mesh networks*, SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev. 8 (2004) 50-65.
- [23] P. Serrano, C. Bernardos, A. de la Oliva, A. Banchs, I. Soto, M. Zink. *Floor-Net: Deployment and Evaluation of a Multihop Wireless 802.11 Testbed*, Eurasip, Journal on Wireless Communications and Networking (2009).

- [24] P. Serrano, A. de la Oliva, C. Bernardos, I. Soto, A. Banchs, A. Azcorra. *A CAR-MEN Mesh Experience: Deployment and Results*, in: Proceedings of the 1st IEEE WoWMoM Workshop on Hot Topics in Mesh Networking.
- [25] J. Restrepo, C. Gruber, C. Machuca. *Energy profile aware routing*.
- [26] A. Corliano, M. Hufschmid. *Energieverbrauch der mobilen kommunikation*, Bundesamt fur Energie, Ittigen, Switzerland, Tech. Rep (2008).
- [27] G. Bianchi. *Performance analysis of the IEEE 802. 11 distributed coordination function*, IEEE Journal on selected areas in communications 18 (2000) 535-547.
- [28] G. Nemhauser, L. Wolsey. *Integer and combinatorial optimization*, Wiley, New York, 1999.
- [29] Rong He, Xuming Fang. *A Fair MAC Scheme for EDCA based Wireless Networks*, Provincial Key Lab of Information Coding and Transmission, IEEE Transactions on information theory
- [30] Antonio de la Oliva, Albert Banchs, Pablo Serrano, Frank A. Zdarsky. *Providing Throughput Guarantees in Heterogeneous Wireless Mesh Networks*, Departamento de Ingeniería Telemática, Universidad Carlos III de Madrid, España, 2010.
- [31] A. Banchs, L. Voller. *Throughput Analysis and Optimal Configuration of 802.11e EDCA*, Computer Networks, vol. 50, no. 11, August 2006.
- [32] G. Bianchi. *Performance analysis of the IEEE 802. 11 distributed coordination function*, IEEE Journal on selected areas in communications, vol. 18, no. 3, pp. 535-547, 2000.
- [33] A. Banchs, P. Serrano, H. Oliver. *Proportional Fair Throughput Allocation in Multirate 802.11e EDCA Wireless LANs*, Wireless Networks, vol. 13, no. 5, October 2007.

- [34] P. Serrano, C. Bernardos, A. de la Oliva, A. Banchs, I. Soto, M. Zink. *FloorNet: Deployment and Evaluation of a Multihop Wireless 802.11 Testbed*, Eurasip, Journal on Wireless Communications and Networking, 2009.
- [35] T. Cormen, C. Leiserson, R. Rivest, C. Stein. *Introduction to algorithms*, The MIT press, 2001.
- [36] J. Crichigno, M.Wu, W. Shu. *Protocols and architectures for channel assignment in wireless mesh networks*, Ad Hoc Networks 6 (2008) 1051-1077.